

НАЦІОНАЛЬНИЙ ТЕХНІЧНИЙ УНІВЕРСИТЕТ УКРАЇНИ
«КИЇВСЬКИЙ ПОЛІТЕХНІЧНИЙ ІНСТИТУТ ІМЕНІ ІГОРЯ СІКОРСЬКОГО»
МІНІСТЕРСТВА ОСВІТИ І НАУКИ УКРАЇНИ

Кваліфікаційна наукова
праця на правах рукопису

ЛИСЕЦЬКИЙ ТАРАС МИКОЛАЙОВИЧ

УДК 004.9:658.5:519.854

ДИСЕРТАЦІЯ

ІНФОРМАЦІЙНА ТЕХНОЛОГІЯ КАЛЕНДАРНОГО ТА ОПЕРАТИВНОГО
ПЛАНУВАННЯ В СИСТЕМАХ З МЕРЕЖЕВИМ ПРЕДСТАВЛЕННЯМ
ТЕХНОЛОГІЧНИХ ПРОЦЕСІВ

05.13.06 – Інформаційні технології

технічні науки

Подається на здобуття наукового ступеня кандидата наук

Дисертація містить результати власних досліджень. Використання ідей, результатів і текстів інших авторів мають посилання на відповідне джерело.

_____ Лисецький Тарас Миколайович

Науковий керівник:

Павлов Олександр Анатолійович,
докт. техн. наук, професор

Ідентичність всіх примірників дисертації

ЗАСВІДЧУЮ:

*Вчений секретар спеціалізованої
вченої ради Д 26.002.29*

/ Теленик С.Ф. /

Київ – 2021

АНОТАЦІЯ

Лисецький Т.М. Інформаційна технологія календарного та оперативного планування в системах з мережевим представленням технологічних процесів. — Кваліфікаційна наукова праця на правах рукопису.

Дисертація на здобуття наукового ступеня кандидата технічних наук за спеціальністю 05.13.06 «Інформаційні технології». — Національний технічний університет України «Київський політехнічний інститут імені Ігоря Сікорського», Міністерство освіти і науки України, Київ, 2021.

Дисертаційна робота присвячена створенню інформаційної технології (ІТ) календарного та оперативного планування (КОП) по одному з низки запропонованих практичних критеріїв в системах з мережевим представленням технологічних процесів (МППП) на основі використання методології системного аналізу, методів агрегації та дезагрегації, високоефективних алгоритмів для одноетапних та багатоетапних задач календарного планування, що веде до суттєвого підвищення ефективності отримання поопераційного плану в об'єктах з дискретним представленням технологічних процесів, зокрема в дрібносерійних виробництвах загального типу.

Значимість роботи полягає в вирішенні актуальних проблем ефективного розв'язання багатоетапних задач календарного планування (БЗКП) та важкорозв'язуваних задач комбінаторної оптимізації (ВЗКО) в соціально-економічних системах з МППП у різних прикладних областях. Об'єктом дослідження є процес планування у соціально-економічних системах з МППП. Предмет дослідження — методи та інформаційні технології ієрархічного планування, алгоритми розв'язання одноетапних задач календарного планування у соціально-економічних системах з МППП.

Методи досліджень — методи системного аналізу, теорія ПДС-алгоритмів, дослідження операцій, статистичні методи моделювання.

У першому розділі описуються системи з МППП. Наводяться вимоги, яким повинна задовольняти ефективна система КОП. Аналізуються сучасні моделі, методи та системи КОП. Показано, що ефективне КОП в сучасних ринкових умовах вимагає розробки нової ієрархічної моделі КОП та ІТ планування для соціально-економічних систем, що мають МППП.

У другому розділі описано алгоритмічне забезпечення чотирьохрівневої моделі (ЧМ) КОП для соціально-економічних систем, що мають МППП. Автор приймав

участь у створенні ЧМ КОП на паритетних началах. Створення ЧМ КОП досягнуто завдяки формалізації МПТП; модифікації та адаптації процедур його дворівневої агрегації та процедур узгодженого планування з раніше створеної трьохрівневої моделі планування (ТМП) для дрібносерійного виробництва; обґрунтування зведення задачі планування до апроксимуючої задачі мінімізації сумарного зваженого моменту закінчення виконання завдань одним пристроєм при відношенні порядку, заданому орієнтованим ациклічним графом (МЗМ); формалізації рівнів операційного (третій рівень) та оперативного (четвертий рівень ЧМ КОП) планування та розробці алгоритмів побудови та корегування поопераційного плану. ЧМ КОП включає як окрему складову блок прийняття рішень (БПР), що виконує різні функції прийняття рішень при виникненні різних ситуацій під час планування. Отже, ЧМ КОП вперше реалізує процедуру календарного та оперативного планування на основі як формальних процедур, так і експертних рішень.

ЧМ КОП є базою для програмного забезпечення УІС КОП (розділ 4).

У третьому розділі досліджується ефективність ЧМ КОП. Обґрунтовується можливість застосування моделі для будь-якого виду виробництва за одним з даних п'яти критеріїв оптимальності. Показано, що для будь-якого виду виробництва, при будь-якій вихідній технології виконання виробів і при будь-якій реалізації БЗКП, розв'язання задачі планування за одним з цих п'яти критеріїв оптимальності зводиться до отримання допустимого розв'язку БЗКП за критерієм максимізації моменту запуску найбільш ранньої роботи. Показано, що ефективність розв'язання БЗКП залежить від ефективності розв'язання першого рівня ЧМ КОП. Тому, статистично досліджується і обґрунтовується ефективність розв'язання задачі МЗМ. Показана ефективність ПДС-алгоритму і наближеного алгоритму розв'язання задачі у випадку, коли ваги всіх вершин графа передування, крім кінцевих, дорівнюють нулю (задача МЗМН).

Створено математичне забезпечення розв'язання задачі календарного планування «Складання розкладу виконання незалежних завдань ідентичними паралельними пристроями, моменти запуску яких менше спільного директивного строку» (МСЗПР, четвертий рівень ЧМ КОП). Досліджені та теоретично обґрунтовані властивості задачі МСЗПР. Доказано, що достатні ознаки оптимальності допустимих розв'язків, отримані для загальної задачі без моментів запуску пристроїв, справедливі для задачі МСЗПР. Розроблено ефективний ПДС-алгоритм розв'язання задачі з трудомісткістю

$O(mn \log n)$ та оцінкою відхилення функціоналу від оптимального значення. Наведено приклад розв'язання задачі та статистичні дослідження ПДС-алгоритму, які показали його високу ефективність. Були проведені випробування на задачах з розмірністю до 40 000 завдань із числом пристроїв до 30-ти. Середній час розв'язання задач поліноміальною обчислювальною схемою А не перевищило 21 мс. Середня частота одержання оптимального розв'язку склала 77.7%, причому, зі зростанням числа завдань збільшується статистична ймовірність реалізації поліноміальної складової алгоритму. Середнє відхилення від оптимального розв'язку для алгоритму А становило 0.000159.

Також задача МСЗПР узагальнена на випадок, коли частина робіт не може порушувати спільний директивний строк. Розроблено наближений алгоритм, заснований на послідовному розв'язанні двох різних задач МСЗПР. Приведено три твердження, що характеризують теоретичні властивості наближеного алгоритму. У четвертому розділі описана розробка та реалізація ІТ ієрархічного КОП у вигляді універсальної ієрархічної системи (УІС) КОП. Створена ІТ реалізує ряд викладених теоретичних результатів в конкретній практичній області: для розв'язання задач календарного та оперативного планування виробництв дрібносерійного типу. Проектування та опис УІС КОП виконувалося з використанням уніфікованої мови моделювання UML (Unified Modeling Language). Процес розробки включає організаційні, функціональні та технологічні аспекти реалізації, модель програмного забезпечення та концептуальну модель предметної області, що визначає організаційну структуру системи. Розроблена функціональна структура системи та структура комплексу технічних засобів, здійснено вибір засобів розробки. Було продемонстровано можливість застосування розробленої ІТ в рамках загальної інформаційної системи підприємства. Показано функції, які виконує ІТ, та взаємодію з системами ERP та MES.

Були проведені статистичні дослідження системи, які показали перевагу УІС КОП над APS-системами, що використовують універсальні евристичні методи. Результати показують, що, як правило, універсальний метод діє у 1.5–2 рази швидше, але його ефективність за значенням функціоналу на 7–16 % гірше. Подальше проектування та розробка ІТ розглядається у додатку Г (наведено опис варіантів використання, опис життєвого циклу і діяльності системи, опис об'єктної моделі та фізичної моделі бази даних). Методика роботи в системі наводиться у додатку Д. Роботи

ту системи продемонстровано у додатку Е на прикладі розв'язання задачі, наведеному у додатку Б. Акт впровадження системи див. додаток З.

У висновках надано основні результати дисертаційної роботи.

У додатку В статистично обґрунтовується ефективність застосування ТМП для планування довільних об'єктів з МПТП з оптимізацією за одним з п'яти критеріїв. Показана ефективність як ПДС-алгоритму, так і наближеного алгоритму розв'язання задачі МЗМН. Наближений алгоритм дозволяє розв'язувати реальні практичні задачі великої розмірності (перевірялися розмірності до 10000 робіт). Розв'язки, отримані наближеним алгоритмом, збіглися з отриманими точним ПДС-алгоритмом розв'язання задачі МЗМ в 98.47 % випадків. Таким чином, наближений поліноміальний алгоритм розв'язання задачі МЗМН, в силу наявності ваг тільки на кінцевих вершинах графа передування робіт, дає статистично значимо точний розв'язок і пропонується для використання при розв'язанні задачі для довільних об'єктів з МПТП. У п. В.2 наведено приклад розв'язання задачі МЗМН, у п. В.3 – таблиці до статистичних досліджень системи УІС КОП.

В інших додатках наведені: додаткові матеріали з опису ЧМ КОП; приклади, що її ілюструють; діаграми, що показують проектування та розробку ІТ КОП у соціально-економічних системах на прикладі дрібносерійного виробництва; методику роботи в системі УІС КОП, приклад реалізації системи та акт її впровадження, список публікацій здобувача.

Таким чином, у результаті досліджень створено ІТ КОП у соціально-економічних системах, що мають МПТП. Результати роботи, що мають наукову новизну, наступні:

- вперше запропоновані формальні моделі поопераційного мережевого представлення дискретних технологічних процесів, які, на відміну від існуючих, дозволяють багатоетапну задачу календарного планування звести до знаходження допустимого розв'язку з заданими директивними строками, що залежить від вибраного критерія;
- вперше розроблена методологія побудови чотирьохрівневої моделі календарного та оперативного планування на основі системного аналізу, теорії ПДС-алгоритмів, методології агрегації та дезагрегації запропонованої мережевої моделі та узгодженого планування, що дозволило знаходити поопера-

ційний план в області глобального екстремуму по вибраному критерію оптимізації;

- підтверджена ефективність використання точних ПДС-алгоритмів в запропонованій чотирьохрівневій моделі планування, статистично підтверджена обчислювальна ефективність ПДС-алгоритма для задачі МЗМ, розроблений новий ефективний ПДС-алгоритм для задачі МСЗПР, для узагальненої задачі МСЗПР запропонований новий ефективний наближений алгоритм з теоретично обґрунтованими властивостями, запропонований ефективний алгоритм знаходження допустимого розв'язку багатоетапної задачі календарного планування з директивними строками, що залежать від вибраного критерія оптимізації;
- на основі запропонованих моделей та методів розроблена оригінальна інформаційна технологія календарного та оперативного планування в системах з мережевим представленням технологічних процесів.

Практична цінність результатів роботи: отримані результати досліджень, зокрема, ЧМ КОП, були використані в чотирьох НДР, виконаних в КПІ ім. Ігоря Сікорського. На основі ЧМ КОП створена ІТ КОП у системах, що мають МПТП, яка реалізована у вигляді універсальної ієрархічної системи КОП виробництв дрібносерійного типу (УІС КОП). Система використовується для автоматизації процесу планування виробництва на підприємстві ФГ «ЛІТА» (м. Мукачево). Система може працювати з даними реальних виробничих розмірів – сотні тисяч робіт та тисячі пристроїв, що їх виконують.

За темою дисертаційної роботи опубліковано 13 наукових праць, в тому числі сім статей у наукових фахових виданнях України (знаходяться у базі Google Scholar; шість статей проіндексовані в міжнародній наукометричній базі РІНЦ, одна стаття без співавторів проіндексована Index Copernicus, DOAJ і WorldCat), одна стаття у зарубіжному журналі, виданому у країні, що входить до ОЕСР, проіндексована у Web of Science; п'ять тез доповідей в збірниках матеріалів конференцій.

Ключові слова: багатоетапна задача календарного планування, оперативне планування, теорія розкладів.

ABSTRACT

Lisetsky T.N. Information technology of job-shop problem under precedence constraints. Qualifying scientific work is presented on the rights of the manuscript.

The candidate of technical science (PhD) thesis is carried out in specialty 05.13.06 – Information technologies. – National Technical University of Ukraine “Kyiv Polytechnic Institute”, Ministry of Education and Science of Ukraine, Kyiv, 2021.

The dissertation is dedicated to research of information technology (IT) of job-shop scheduling according to one of a number of proposed practical criteria in systems with precedence constraints based on the use of system analysis methodology, aggregation and disaggregation methods, highly efficient algorithms for single-stage and multi-stage job-shop scheduling problems. The IT creation should lead to a significant increase in the operational planning efficiency in systems with a discrete representation of technological processes, in particular in small-scale production of general type.

The importance of the work consists in effective search of feasible solution of multi-stage job-shop scheduling problems (MSJSP) as well as in solving NP-hard combinatorial optimization problems under precedence constraints which is applicable in different social and economical environments.

The process of scheduling of job-shop problem in social and economic systems under precedence constraints is the object of this research. The subject of the research are methods and information technologies of hierarchical planning and scheduling in job-shop, single-stage scheduling problems solution in social and economic systems under precedence constraints.

Methods of system analysis, theory of PDC-algorithms, operations research, statistical modeling have been used as methods of research.

The first section of the study describes job shop systems. The requirements that the efficient job shop scheduling system should meet are presented. Modern models, methods and systems of scheduling are analyzed. It is shown that efficient scheduling in modern market conditions requires creation of a new scheduling hierarchical model and the IT for solving job-shop problem in social and economic systems under precedence constraints.

The second section describes the algorithmic foundation of the four-level planning and scheduling model (4LM) for the social and economic systems. The author took part in 4LM development on a parity basis.

The 4LM creation has been achieved thanks to formalization of precedence constraints; modification and adaptation of two-level aggregation procedures and the procedures of coordinated planning from earlier created three-level scheduling model (3LM) for job shop production; substantiation of the planning problem approximation by the problem of total weighted completion time minimization on a single machine with operations precedence set by directed acyclic graph (MWCT); operational (the third level of 4LM) and operative (the fourth level of 4LM) planning levels formalization and development of the algorithms for operational scheduling and adjustments.

4LM includes the decision-making unit (DMU) as a separate component that takes decisions during production planning. Consequently, at the first time 4LM implements the production planning and scheduling using both formal algorithms and expert's estimations.

4LM is the basis for the software of general hierarchical system for job shop production scheduling (section 4).

In the third section, the efficiency of the 4LM is studied. The possibility of using the model for different kinds of production by one from five optimality criteria is substantiated. It is shown that regardless of type of industry, operations processing order and an implementation of JSP, solving of scheduling problem by one of these five optimality criteria is reduced to obtaining a feasible solution of the JSP by criterion of earliest job start time maximization. It is shown that solving efficiency of the JSP depends on efficiency of the first level of 4LM. Therefore, efficiency of MWCT problem solving is studied and statistically substantiated. The efficiency of the PDC-algorithm and the approximation algorithm has been proven for the case when weights of all nodes of the precedence graph, except the final ones, are zero (MWCTZ problem).

The mathematical models for solving a scheduling problem "Uniform parallel-machine scheduling with independent jobs whose start times are less than a common due date to minimize total tardiness" (MTTPM) (used at the fourth level of 4LM) have been created. The problem properties have been investigated and theoretically substantiated. It is shown that sufficient conditions for optimality of feasible solution obtained for a general problem without specifying start times of machines are valid for the MTTPM problem. To solve this problem an efficient PDC-algorithm with $O(mn \log n)$ time complexity and estimation of objective function deviation from the optimum has been developed. A sample of a problem solution as well as statistical study of the PDC-algorithm has shown its high effi-

ciency. The tests with the dimensions of up to 40,000 jobs and up to 30 machines were done. The average computation time by the polynomial scheme A doesn't exceed 21 ms. The average frequency of obtaining the optimal solution is 77.7%, and moreover, as the number of jobs increases the probability of applying the polynomial component of the algorithm also increases. The mean deviation from the optimum for algorithm A is 0.000159.

The MTTPM problem was also generalized to the case when some or all jobs must not violate the common due date. An approximation algorithm based on the sequential solution of two different MTTPM problems has been developed. Three statements characterizing the theoretical properties of the approximation algorithm are proved.

The fourth section describes the IT development and implementation for hierarchical job-shop scheduling resulting in general-purpose job-shop scheduling information system. The developed software implements a number of theoretical results in the specific application area: to solve job-shop production scheduling problems. The software was designed and described using the Unified Modeling Language (UML). The development process incorporates organizational, functional and technological aspects of implementation, a software model, and the conceptual domain model defining the organizational structure of the system. The functional architecture of the system and structure of the technological components has been depicted, the development environment has been chosen.

Statistical studies of general-purpose job-shop scheduling information system were conducted that showed its advantages over APS systems which use universal heuristic methods. The results show that usually the universal methods work 1.5–2 times faster, but its efficiency by the objective function is 7–16% worse.

Further design and development of IT is considered in Appendix D (the use-case diagram, the life cycle and activities diagrams, the object model and physical data model). The methodology of working with the system is given in Appendix E. The system workflow is demonstrated in Appendix F as an example of a problem solving, which is given in Appendix B. The statement of system's roll-out see in Appendix I.

The Conclusions section summarizes the main results of the dissertation.

Appendix C statistically proofs the efficiency of 3LM application for different scheduling tasks with precedence constraints and optimization by one of the five criteria. It is shown that both the PDC-algorithm and the approximation algorithm are efficient in solving MWCTZ problem, and the approximation algorithm allows solving of real large dimension

practical problems (dimensions up to 10,000 jobs were tested). The solutions obtained by the approximation algorithm coincided with ones obtained by the exact PDC-algorithm for MWCT problem in 98.47 % cases. Thus, the approximation algorithm for MWCTZ problem, by virtue of the fact that weights are set only for the final nodes of a precedence graph, gives statistically significant exact solution and was proposed for solving job-shop problems under precedence constraints. Appendix C.2 provides an example of solving the MWCTZ problem, Appendix C.3 shows tables for statistical studies of JSP IT system.

The other appendices include: additional materials describing 4LM; the examples illustrating it; the diagrams depicting IT design and development process in social and economic systems on an example of job-shop production; a user manual for the software, an example of the system implementation and the statement of its roll-out; the list of published works.

Thus, as a result of the research, the IT for job-shop scheduling in social and economic systems with precedence constraints has been created. The results of the work, that have scientific novelty, are as follows:

- for the first time formal models of the jobs precedence of discrete manufacturing processes have been proposed, which, unlike other approaches, reduce multi-stage job-shop scheduling problems to search of feasible solution with specified due times that depend on selected criterion;
- the methodology for 4LM creation has been stated for the first time, based on system analyses, PDC-algorithms theory, jobs precedence model aggregation and disaggregation methodology and coordinated planning, which allowed finding an operational plan in area of global extremum by chosen criterion;
- efficiency of the exact PDC-algorithms in considered four level model has been proven, computational efficiency of PDC-algorithm for MWCT problem statistically approved, a new efficient approximate PDC-algorithm for MTPM problem has been proposed with theoretically proved properties, an efficient algorithm for multi-stage job-shop scheduling problems with specified due times that depend on selected criterion has been proposed;
- on the basis of considered models and methods the new information technology for job-shop scheduling with precedence constraints has been developed.

The practical value of the work's results is as follow: the results of the research (in particular, the 4LM) were used in four government funded scientific researches performed at Igor Sikorsky KPI. Based on the 4LM, information technology of scheduling for job-shops under precedence constraints has been created. The IT has been implemented as a general hierarchical system for job shop production scheduling. The system is used to automate production planning at the "LETA" enterprise (Mukachevo town). It is able to solve real scale production problems with hundreds of thousands of jobs and thousands of machines.

13 scientific papers have been published in regard to the considered theme, including seven articles in professional periodical editions (present in Google Scholar; six articles are indexed by the RSCI, one article without co-authors is indexed by Index Copernicus, DOAJ, and WorldCat), one article in a foreign journal in an OECD country indexed by Web of Science; five report abstracts in proceedings of conferences.

Keywords: multi-stage scheduling problem, operational planning, job-shop scheduling, scheduling theory.

Список публікацій здобувача

Праці, які відображають основні наукові результати дисертації

1. Павлов О.А. Інформаційна технологія ієрархічного планування та прийняття рішень в організаційно-виробничих системах [Текст] / О.А. Павлов, О.Б. Місюра, Т.М. Лисецький, О.В. Мельников, Г.А. Аракелян, О.В. Щербатенко, В.В. Михайлов // Вісник НТУУ «КПІ». Серія «Інформатика, управління та обчислювальна техніка». – К.: “БЕК+”, 2010. – №52. – С.3–14.
2. Павлов А.А., Мисюра Е.Б., Лисецкий Т.Н. Объединение работ в группы с учетом их приоритетов, готовности к выполнению и директивных сроков // Вісник НТУУ «КПІ». Серія «Інформатика, управління та обчислювальна техніка». – К.: “БЕК+”, 2011. – №53. – С.209–211.
3. Павлов А.А., Мисюра Е.Б., Лисецкий Т.Н. Составление расписания выполнения независимых заданий идентичными параллельными приборами, моменты запуска которых меньше общего директивного срока // Вісник НТУУ “КПІ”. Серія «Інформатика, управління та обчислювальна техніка». – К.: “БЕК+”, 2013. – №58 С.24–28.

4. Павлов А.А., Мисюра Е.Б., Лисецкий Т.Н., Сперкач М.О., Халус Е.А. Четырех-уровневая модель планирования, принятия решений и оперативного управления в сетевых системах с ограниченными ресурсами // Вісник НТУУ «КПІ». Серія «Інформатика, управління та обчислювальна техніка». – К.: “БЕК+”, 2013. – №58 – С.11–23.
5. Згуровский М.З. Методология построения четырехуровневой модели планирования, принятия решений и оперативного планирования в сетевых системах с ограниченными ресурсами [Текст] / М.З. Згуровский, А.А. Павлов, Е.Б. Мисюра, О.В. Мельников, Т.Н. Лисецкий // Вісник НТУУ «КПІ». Серія «Інформатика, управління та обчислювальна техніка». – К.: “БЕК+”, 2014. – №61. – с.60–84.
6. Павлов А.А. Алгоритмизация третьего и четвертого уровней четырехуровневой модели календарного и оперативного планирования и принятия решений в сетевых системах с ограниченными ресурсами / А.А. Павлов, Е.Б. Мисюра, О.В. Мельников, И.П. Муха, Т.Н. Лисецкий // Вісник НТУУ «КПІ». Серія «Інформатика, управління та обчислювальна техніка». – К.: “БЕК+”, 2015. – №63. – с. 72–92.
7. Lisetsky T.N. Efficiency research of the three-level model of small-series production planning // Вісник Національного технічного університету «ХПІ». Серія: Системний аналіз, управління та інформаційні технології, – № 44 (1320), 2018. – С.19-25.
8. Telenyk S., Pavlov A., Lisetsky T., et al. Research and modification of the universal method of scheduling and operational planning of objects with a network representation of discrete type production // IJCSNS International Journal of Computer Science and Network Security. – Seoul: Dr. Sang H. Lee, 2020. – Vol. 20, – No. 10. – pp. 31–39. doi: 10.22937/IJCSNS.2020.20.10.5. (Проіндексовано в **Web of Science**).

Праці, які засвідчують апробацію матеріалів дисертації

9. Павлов А.А., Мисюра Е.Б., Лисецкий Т.Н. Реализация задачи суммарного взвешенного момента окончания выполнения заданий в системе иерархического планирования // Інформаційні технології як інноваційний шлях розвитку України у ХХІ столітті: Матеріали І Міжнародної науково-практичної конференції молодих науковців 06–08 грудня 2012 р. – Ужгород: Закарпатський державний університет, 2013. – С. 112–116.
10. Лисецкий Т.Н. Информационные технологии в четырехуровневой модели планирования, принятия решений и оперативного управления в сетевых системах с

ограниченными ресурсами [Текст] / Т.Н. Лисецкий, О.В. Мельников // Автоматика-2014: матеріали 21-ї міжнародної конференції з автоматичного управління, присвяченої 100-річчю з дня народження академіка НАНУ О.І.Кухтенка, 23–27 вересня 2014 р., м. Київ: тези доповіді. – К.: Вид-во НТУУ «КПІ» ВПІ ВПК «Політехніка», 2014. – 323 с. – С. 204-205.

11. Павлов А.А. Алгоритмическое обеспечение третьего и четвертого уровней четырехуровневой модели планирования и принятия решений в сетевых системах с ограниченными ресурсами / А.А. Павлов, Е.Б. Мисюра, О.В. Мельников, И.П. Муха, Т.Н. Лисецкий // Матеріали І-ої міжнародної конференції Infocom Advanced Solutions 2015, присвяченої 70-річчю кафедри автоматики та управління в технічних системах НТУУ «КПІ», 24-25 листопада 2015 р., м. Київ. – К.: “БЕК+”, 2015. – Секція №1. – с. 42-43.
12. Павлов О.А. Чотирьохрівнева модель календарного та оперативного планування і прийняття рішень при функціонуванні оборонних підприємств дискретного типу / О.А. Павлов, О.Б. Місюра, О.В. Мельников, Т.М. Лисецкий // Матеріали науково-практичної конференції «Інтелектуальний потенціал – фундамент майбутнього України та її Збройних Сил». – м. Київ, 17 листопада 2016 р. – 5 с.
13. Павлов О.А., Місюра О.Б., Мельников О.В., Лисецкий Т.М. Система календарного та оперативного планування і прийняття рішень для підприємств дискретного типу // 19-th International conference on System Analysis and Information Technology SAIT 2017, May 22–25, 2017. – Institute for Applied System Analysis of National Technical University of Ukraine “KPI”, Kyiv, Ukraine. – С.312-313.

ЗМІСТ

ПЕРЕЛІК УМОВНИХ СКОРОЧЕНЬ.....	17
ВСТУП	19
РОЗДІЛ 1 ОГЛЯД ІСНУЮЧИХ СИСТЕМ ПЛАНУВАННЯ, ПОСТАНОВКА ЗАДАЧ ДОСЛІДЖЕННЯ.....	27
1.1 Загальний опис об'єкту планування.....	27
1.2 Огляд існуючих методів календарного та оперативного планування.....	29
1.3 Огляд існуючих інформаційних технологій календарного та оперативного планування.....	32
1.4 Мета та задачі дослідження.....	46
1.5 Висновки за розділом 1	47
РОЗДІЛ 2 ЧОТИРЬОХРІВНЕВА МОДЕЛЬ КАЛЕНДАРНОГО ТА ОПЕРАТИВНОГО ПЛАНУВАННЯ ТА ПРИЙНЯТТЯ РІШЕНЬ	49
2.1 Загальний опис моделі	49
2.2 Структура системи планування.....	56
2.2.1 Структурні елементи мережевої моделі.....	56
2.2.2 Властивості технологічного процесу, заданого мережею	58
2.3 Модель календарного планування першого рівня	62
2.3.1 Постановка задачі. Формалізація критеріїв оптимальності.....	62
2.3.2 Побудова моделі планування першого рівня.....	67
2.3.2.1 Агрегація технологічної мережі виконання портфеля замовлень у моделі одного пристрою з обмеженнями, заданими орієнтованим ациклічним графом.....	67
2.3.2.2 Побудова задач МЗМ для відповідних базових складових синтетичного критерію оптимальності.....	77
2.4 Модель календарного планування другого рівня.....	80
2.4.1 Формалізація моделі планування другого рівня з використанням моделі першого рівня	80
2.4.2 Методика узгодженого планування. Властивості, евристики	81
2.4.3 Аналіз результату планування на другому рівні моделі в БПР	88
2.5 Модель календарного планування третього рівня ЧМ КОП (побудова багатоетапної мережевої задачі календарного планування).....	89

2.6	Методологія розв'язання мереженої багатоетапної задачі календарного планування (моделі планування третього рівня ЧМ КОП).....	90
2.7	Алгоритмічне забезпечення задачі оперативного планування (четвертий рівень ЧМ КОП)	98
2.7.1	Формалізація моделі оперативного планування.....	98
2.7.2	Універсальний метод розв'язання задачі оперативного планування за допомогою модернізованого методу планування	99
2.8	Висновки за розділом 2.....	103
РОЗДІЛ 3	МАТЕМАТИЧНЕ ЗАБЕЗПЕЧЕННЯ РОЗВ'ЯЗАННЯ NP-ТРУДНИХ ОДНОЕТАПНИХ ЗАДАЧ КАЛЕНДАРНОГО ПЛАНУВАННЯ, ЩО ВХОДЯТЬ ДО АЛГОРИТМИЧНОГО ЗАБЕЗПЕЧЕННЯ ЧМ КОП.....	106
3.1	Дослідження ефективності ЧМ КОП та розв'язання задачі МЗМН (перший рівень ЧМ КОП)	107
3.1.1	Постановка задачі планування	108
3.1.2	Методологія розв'язання задачі	110
3.2	Складання розкладу виконання незалежних завдань ідентичними паралельними пристроями, моменти запуску яких менше спільного директивного строку (дві задачі, четвертий рівень ЧМ КОП)	113
3.2.1	Постановка задачі МСЗПР	113
3.2.2	Основні теоретичні положення за задачею МСЗП.....	114
3.2.3	Дослідження властивостей задачі МСЗПР	118
3.2.4	Опис ПДС-алгоритму розв'язання задачі МСЗПР	120
3.2.5	Ілюстративний приклад розв'язання задачі МСЗПР	123
3.2.6	Статистичні дослідження ПДС-алгоритму розв'язання задачі МСЗПР	124
3.2.1	Постановка задачі МСЗПБ.....	127
3.2.2	Наближений алгоритм розв'язання задачі МСЗПБ, теоретичні властивості наближеного алгоритму	127
3.3	Висновки за розділом 3.....	129
РОЗДІЛ 4	РОЗРОБКА ТА РЕАЛІЗАЦІЯ ІНФОРМАЦІЙНОЇ ТЕХНОЛОГІЇ КАЛЕНДАРНОГО ТА ОПЕРАТИВНОГО ПЛАНУВАННЯ ВИРОБНИЦТВ ДРІБНОСЕРІЙНОГО ТИПУ.....	131
4.1	Розробка інформаційної технології.....	131
4.2	Технологічні аспекти розробки програмного забезпечення.....	137

4.3 Вибір засобів розробки	145
4.4 Архітектура УІС КОП на прикладі дрібносерійного виробництва	146
4.4.1 Рівень бізнес-процесів.....	150
4.4.2 Рівень програмного забезпечення	152
4.4.3 Технологічний рівень.....	155
4.5 Статистичні дослідження системи УІС КОП	157
4.6 Висновки за розділом 4.....	161
ВИСНОВКИ	162
СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ.....	164
ДОДАТОК А ДОДАТКОВІ МАТЕРІАЛИ ДО РОЗДІЛУ 2	185
A.1 Опис синтетичних критеріїв оптимальності.....	185
A.2 Метод розв’язання багаторівневої задачі календарного планування, що відповідає базовому критерію оптимальності	191
A.3 Метод розв’язання задачі оперативного планування для випадку, коли задача планування третього рівня розв’язувалася за базовим критерієм	194
ДОДАТОК Б ПРИКЛАДИ, ЩО ІЛЮСТРУЮТЬ ЧМ КОП.....	197
Б.1 Ілюстрації до пунктів методології розв’язання задачі планування	197
Б.2 Приклад реалізації алгоритмічного забезпечення ЧМ КОП.....	206
ДОДАТОК В СТАТИСТИЧНІ ДОСЛІДЖЕННЯ ТА ПРИКЛАДИ РОЗВ’ЯЗАННЯ ЗАДАЧ	241
В.1 Дослідження ефективності алгоритмів розв’язання задачі МЗМН.....	241
В.2 Приклад розв’язання задачі МЗМН	244
В.3 Статистичні дослідження системи УІС КОП (таблиці)	246
ДОДАТОК Г ПРОЕКТУВАННЯ ТА РОЗРОБКА ІНФОРМАЦІЙНОЇ ТЕХНОЛОГІЇ.....	250
Г.1 Опис варіантів використання	250
Г.2 Опис життєвого циклу і діяльності	252
Г.3 Опис об’єктної моделі.....	254
ДОДАТОК Д МЕТОДИКА РОБОТИ В СИСТЕМІ УІС КОП	265
ДОДАТОК Е ПРИКЛАД РЕАЛІЗАЦІЇ СИСТЕМИ УІС КОП.....	272
ДОДАТОК Ж СПИСОК ПУБЛІКАЦІЙ ЗДОБУВАЧА	278
ДОДАТОК З АКТ ВПРОВАДЖЕННЯ	282

ПЕРЕЛІК УМОВНИХ СКОРОЧЕНЬ

Скорочення	Пояснення
APS	Advanced Planning and Scheduling – розширене планування й складання розкладів
CRP	Capacity Resources Planning – планування завантаження виробничих потужностей
CSRP	Customer Synchronized Resource Planning – планування ресурсів, синхронізоване з покупцем
DRP	Distribution Resources Planning – планування ресурсів розподілу
ERP	Enterprise Resource Planning – планування ресурсів підприємства
ERP II	Enterprise Resource and Relationship Processing – управління внутрішніми ресурсами й зовнішніми зв'язками підприємства
JIT	Just In Time – концепція планування виробництва «точно в строк»
MES	Manufacturing Execution System – управління виробничими процесами
MRP	Material Requirements Planning – планування потреби у матеріалах
MRP II	Manufacturing Resource Planning – планування виробничих ресурсів
SCM	Supply Chain Management – управління ланцюжками поставок
UML	Unified Modeling Language – уніфікована мова моделювання
АСУП	Автоматизована система управління підприємством
БЗКП	Багатоетапна задача календарного планування
БПР	Блок прийняття рішень
ВЗКО	Важкорозв'язувана задача комбінаторної оптимізації
ІТ	Інформаційна технологія
КОП	календарне та оперативне планування
МЗМ	Задача «Мінімізація сумарного зваженого моменту закінчення виконання завдань одним пристроєм при відношенні порядку, заданому орієнтованим ациклічним графом»
МЗМН	Задача МЗМ, в якій для усіх вершин графа зв'язності, крім кінцевих, вага дорівнює нулю
МПТП	Мережеве представлення технологічних процесів

МСЗП	Задача «Мінімізація сумарного запізнення завдань зі спільним директивним строком на паралельних пристроях»
МСЗПР	Задача МСЗП при умові, що моменти запуску пристроїв довільні та менші, ніж спільний директивний строк
ОПР	Особа, що приймає рішення
ПДС-алгоритм	Алгоритм з поліноміальною складовою, яка перевіряє достатні ознаки оптимальності допустимих розв'язків, та експоненціальною складовою або поліноміальною апроксимацією точного алгоритму
ПЗ	Програмне забезпечення
ПМП	Підпоследовність максимального пріоритету
СУБД	Система управління базами даних
ТМП	Трьохрівнева модель планування
ТР	Теорія розкладів
УІС КОП	Універсальна ієрархічна система календарного та оперативного планування виробництв дрібносерійного типу
ЧМ КОП	Чотирьохрівнева модель календарного й оперативного планування та прийняття рішень

ВСТУП

Актуальність теми дослідження. Методи календарного та оперативного планування (КОП) є алгоритмічною основою сучасних інформаційних технологій (ІТ), що розв'язують задачі управління для різних об'єктів з мережевим представленням технологічних процесів (МПТП). Системи КОП знаходять впровадження в самих різних областях народного господарства, як у виробничих, так і у сфері послуг, зокрема, у системах управління проектами. До об'єктів з МПТП відносяться 70–80 % від усіх виробництв, у тому числі виробництва дискретного типу з усіх галузей економіки та виробництва подвійного призначення. Останнє говорить про актуальність створення методів та систем КОП в сучасній економічній та політичній ситуації в Україні та світі.

Ефективність функціонування будь-яких систем планування визначається ефективністю методів КОП, покладених в їх основу. Ефективні системи КОП в сучасних жорстких умовах ринкової економіки повинні ґрунтуватись на нових моделях, ефективних методах КОП і їх реалізації з використанням сучасних ІТ. Зокрема, застосовувані методи КОП мають дозволяти оптимально або дуже близько до оптимального розв'язувати задачі реальної практичної розмірності. Більшість одноетапних задач календарного планування є важкорозв'язуваними задачами комбінаторної оптимізації (ВЗКО), найчастіше – *NP*-трудними, їх точне розв'язання пов'язане з експоненціальною трудомісткістю, що дозволяє отримувати точний розв'язок тільки для задач невеликої розмірності (декілька сотень робіт). Пошук для них точних алгоритмів розв'язання, час роботи яких обмежений поліномом від розмірності задачі, в даний час є безперспективним. Навіть найкращі алгоритми переборного типу як вітчизняних, так й іноземних вчених (В.С. Міхалевич, І. В. Сергієнко, М.З. Шор, В. С. Танаєв, В. В. Шкурба, Ж. К. Ленстра, Р. Л. Грем, А. Е. Рінной Кен, С. Танака, Е. Л. Лоулер, К. Р. Бейкер та ін.), засновані на методах гілок і меж, динамічного програмування і т. п., мають експоненціальну трудомісткість і вимагають значних обчислювальних витрат навіть при розв'язанні прикладів середньої розмірності, що робить неможливим розв'язання реальних практичних задач.

Ще більш складними для розв'язання є багатоетапні задачі календарного планування (БЗКП), але ці моделі є більш адекватними моделями реальних об'єктів з МПТП. БЗКП включає мережеву технологію, адекватну реальному об'єкту, та має

на меті побудову поопераційного плану виконання робіт з оптимізацією за глобальним критерієм. Враховуючи те, що БЗКП може для кожного вузла мережі чи етапу оптимізації розв'язувати окремі одноетапні ВЗКО, то не існує навіть ефективних наближених чи евристичних алгоритмів розв'язання БЗКП із забезпеченням досягнення глобального оптимуму.

Ефективною спробою розв'язання БЗКП із метою глобальної оптимізації була створена проф. О. А. Павловим та його учнями трьохрівнева модель планування (ТМП) [113, 114, 118, 127, 179], алгоритми побудови якої використовували методологію агрегації задачі, оптимізацію агрегованої моделі з використанням теорії ПДС-алгоритмів та наступної дезагрегації отриманого розв'язку.

Нажаль, в ТМП рівень побудови поопераційного плану фактично не був формалізований. Малося на увазі, що ця задача очевидним образом евристично розв'язується за результатами узгодженого планування на агрегованому рівні. Також в ній не було належним чином конструктивно формалізовано поопераційне мережеве представлення реальних дискретних технологічних процесів (вона була представлена якісно в загальному вигляді). А відсутність ефективного алгоритму отримання поопераційного плану не дозволила розв'язати також задачу оперативного планування (оперативного корегування плану у випадку часткового збою при його виконанні). Водночас, задача оперативного корегування є дуже актуальною, так як дрібні та великі збої за часом виконання операцій або за поставкою необхідних деталей існують навіть в роботизованих виробництвах, що пов'язано як з людським фактором, так і з поломкою техніки. Тому система планування не може представляти комплексний підхід до вирішення проблеми, якщо вона не має складової оперативного планування.

Цю проблему пропонується вирішити на основі реалізації наступних задач:

- формалізації мережевого представлення дискретних технологічних процесів;
- модифікації та адаптації на основі цієї формальної мережевої моделі: процедур агрегації та дезагрегації мережевої моделі та узгодженого планування ТМП; обґрунтування зведення задачі планування до апроксимуючої задачі мінімізації сумарного зваженого моменту закінчення виконання завдань;
- формалізації рівня операційного планування, що дозволить розробити, на відміну від ТМП, процедуру отримання поопераційного плану;

- останнє дозволить створити також алгоритмічне забезпечення оперативного планування.

Таким чином, проблема вирішується за допомогою розширення ТМП і створення чотирьохрівневої моделі календарного й оперативного планування та прийняття рішень (ЧМ КОП), в якій формалізовано процедури отримання поопераційного плану (третій рівень ЧМ КОП) і його оперативного корегування (четвертий рівень ЧМ КОП). Автор приймав участь у створенні ЧМ КОП на паритетних началах [81, 112, 114, 115, 116, 117, 181].

ЧМ КОП включає ряд одноетапних ВЗКО, від ефективності розв’язання яких залежить ефективність всієї процедури планування. Для їх розв’язання застосовуються ПДС-алгоритми. Створена проф. О. А. Павловим та його учнями теорія ПДС-алгоритмів [110, 124, 130, 179, 180] є альтернативним напрямом, який дозволяє точно і ефективно розв’язувати *NP*-трудні задачі та інші ВЗКО в загальній постановці в кілька разів більшої розмірності, ніж інші існуючі методи (а також дозволяє розпаралелювання обчислень), а при невиконанні достатніх ознак оптимальності отримувати ефективний точний розв’язок експоненціальним підалгоритмом або евристичний чи наближений розв’язок з оцінкою відхилення від оптимуму для індивідуальних практичних задач великої розмірності (до десятків тисяч робіт). Таким чином, ПДС-алгоритми дозволяють отримувати точні або наближені розв’язки реальних практичних задач для своєчасного задоволення потреб ринку та максимізації прибутку підприємств.

Роботу спрямовано на вирішення важливої проблеми ефективного розв’язання БЗКП та ВЗКО, актуальних проблем планування в соціально-економічних системах з МПТП у різних прикладних областях. Таким чином, виконання роботи є актуальним. Отримані наукові результати будуть ефективним вкладом в розвиток теорії розв’язання комбінаторних задач та БЗКП, що є основою створення систем КОП в сучасних ринкових умовах [124].

Зв’язок роботи з науковими програмами, планами та темами. Роботу виконано на кафедрі автоматизованих систем обробки інформації і управління Національного технічного університету України «Київський політехнічний інститут імені Ігоря Сікорського» у рамках наступних НДР [121, 122, 123, 124]:

- «Створення математичних моделей та методів ієрархічного планування та прийняття рішень в виробничих системах з обмеженими ресурсами», номер

державної реєстрації 0108U001346 (2008–2010) – автор прийняв участь у дослідженні ПДС-алгоритмів розв’язання задач в ієрархічній моделі планування: «Мінімізація сумарного запізнювання виконання незалежних завдань одним приладом», «Мінімізація сумарного штрафу за запізнення виконання завдань із директивними строками одним приладом» та розробці програмного забезпечення, у написанні розділу 4 заключного звіту;

- «Математичні моделі і методи планування та прийняття рішень в складних системах в умовах невизначеності», номер державної реєстрації 0111U000740 (2011–2013) – автор прийняв участь у розробці ієрархічної моделі планування та управління складними системами з МПТП, створенні пакету програм багатоетапного планування за 31 критерієм оптимальності в складних організаційно-економічних системах, написанні розділів 1 і 6 заключного звіту;
- «Теорія ПДС-алгоритмів і створення на її основі моделей і методів планування, прийняття рішень», номер державної реєстрації 0114U003432 (2014–2016) – автор прийняв участь в розробці чотирьохрівневої моделі планування та прийняття рішень та її алгоритмічного забезпечення, ПДС-алгоритму розв’язання задачі мінімізації сумарного запізнення виконання завдань паралельними ідентичними пристроями зі спільним директивним строком, в розробці універсальної ієрархічної системи КОП виробництва дрібносерійного типу, написанні розділів 1, 2, 3 і 5 заключного звіту;
- «Важкорозв’язувані задачі комбінаторної оптимізації та теорія ПДС-алгоритмів», номер державної реєстрації 0117U000460 (2017–2019) – автор прийняв участь у вдосконаленні чотирьохрівневої моделі календарного та оперативного планування, в розробці універсальної ієрархічної системи КОП у складних соціально-економічних системах, написанні розділів 2 і 4 заключного звіту.

Мета і задачі дослідження. Метою роботи є створення інформаційної технології календарного та оперативного планування по одному з низки запропонованих практичних критеріїв в системах з мережевим представленням технологічних процесів на основі використання методології системного аналізу, методів агрегації та дезагрегації, високоефективних алгоритмів для одноетапних та багатоетапних задач ка-

лендарного планування, що веде до суттєвого підвищення ефективності отримання поопераційного плану в об'єктах з дискретним представленням технологічних процесів, зокрема в дрібносерійних виробництвах загального типу.

Основні завдання, що забезпечують досягнення мети роботи:

- критичний огляд систем, моделей, методів та інформаційних технологій КОП;
- розробка алгоритмічного забезпечення ЧМ КОП у системах з МПТП на основі формалізації поопераційного мережевого представлення дискретних технологічних процесів, модифікації та розширення процедур ТМП, розробки алгоритмів поопераційного та оперативного планування;
- дослідження ефективності алгоритму розв'язання одноетапної задачі календарного планування першого рівня ЧМ КОП «Мінімізація сумарного зваженого моменту закінчення виконання завдань при відношенні порядку, заданому орієнтованим ациклічним графом» (МЗМ) для випадку, коли ваги завдань задані тільки для кінцевих вершин графа (МЗМН), яка є найбільш агрегованою моделлю соціально-економічних систем з МПТП;
- розв'язання задачі четвертого рівня ЧМ КОП «Складання розкладу виконання незалежних завдань ідентичними паралельними пристроями, моменти запуску яких менше спільного директивного строку» (МСЗПР);
- узагальнення задачі МСЗПР на випадок, коли частина робіт не може порушувати спільний директивний строк, та розробка наближеного алгоритму розв'язання узагальненої задачі;
- обґрунтування ефективності методу розв'язання БЗКП за допомогою розв'язання задачі МЗМН;
- розробка ІТ КОП для систем, що мають МПТП.

Об'єктом дослідження є процес планування у соціально-економічних системах з МПТП.

Предмет дослідження – методи та інформаційні технології ієрархічного планування, алгоритми розв'язання одноетапних задач календарного планування у соціально-економічних системах з МПТП.

Методи досліджень – методи системного аналізу, теорія ПДС-алгоритмів, дослідження операцій, статистичні методи моделювання.

Наукова новизна одержаних результатів:

- вперше запропоновані формальні моделі поопераційного мережевого представлення дискретних технологічних процесів, які, на відміну від існуючих, дозволяють багатоетапну задачу календарного планування звести до знаходження допустимого розв’язку з заданими директивними строками, що залежить від вибраного критерія;
- вперше розроблена методологія побудови чотирьохрівневої моделі календарного та оперативного планування на основі системного аналізу, теорії ПДС-алгоритмів, методології агрегації та дезагрегації запропонованої мережевої моделі та узгодженого планування, що дозволило знаходити поопераційний план в області глобального екстремуму по вибраному критерію оптимізації;
- підтверджена ефективність використання точних ПДС-алгоритмів в запропонованій чотирьохрівневій моделі планування, статистично підтверджена обчислювальна ефективність ПДС-алгоритма для задачі МЗМ, розроблений новий ефективний ПДС-алгоритм для задачі МСЗПР, для узагальненої задачі МСЗПР запропонований новий ефективний наближений алгоритм з теоретично обґрунтованими властивостями, запропонований ефективний алгоритм знаходження допустимого розв’язку багатоетапної задачі календарного планування з директивними строками, що залежать від вибраного критерія оптимізації;
- на основі запропонованих моделей та методів розроблена оригінальна інформаційна технологія календарного та оперативного планування в системах з мережевим представленням технологічних процесів.

Практичне значення одержаних результатів. Отримані результати досліджень, зокрема, ЧМ КОП, були використані в НДР, виконаних на кафедрі автоматизованих систем обробки інформації і управління Національного технічного університету України «Київський політехнічний інститут імені Ігоря Сікорського» [121, 122, 123, 124]. На основі ЧМ КОП створена ІТ КОП у системах, що мають МПТП, яка реалізована у вигляді універсальної ієрархічної системи КОП виробництв дрібно-серійного типу (УІС КОП). Система використовується для автоматизації процесу планування виробництва на підприємстві ФГ «ЛЕТА» (м. Мукачево). Система може

працювати з даними реальних виробничих розмірів – сотні тисяч робіт та тисячі пристроїв, що їх виконують [123].

Особистий внесок здобувача. Усі результати, що виносяться до захисту, отримані автором особисто. У наукових працях, опублікованих у співавторстві, з питань, що стосуються даного дослідження, здобувачу належать:

- методологія побудови ЧМ КОП [115, 116, 181];
- формальна модель технологічного процесу [115, 116, 181];
- програмне забезпечення розв’язання задачі МЗМН [118];
- метод побудови поопераційного плану (третій рівень ЧМ КОП) [81, 181];
- метод оперативного коректування поопераційного плану (четвертий рівень ЧМ КОП) [115, 116];
- модифіковані методи агрегації/деагрегації мережевої моделі та узгодженого планування (адаптація методів з ТМП), модифіковане обґрунтування зведення задачі планування до апроксимуючої задачі МЗМ [112, 114, 117, 181];
- алгоритм визначення претендентів для об’єднання у «спільні вершини» для ТМП [113, 114];
- статистичні дослідження універсального методу КОП, експериментальні дослідження алгоритму розв’язання задачі МСЗПР, узагальнення задачі МСЗПР, алгоритм розв’язання та теоретичне дослідження узагальненої задачі [157].

Автор самостійно розробив інформаційну технологію універсальної ієрархічної системи КОП виробництв дрібносерійного типу [128], яка реалізує алгоритмічне забезпечення ЧМ КОП.

Автор експериментально дослідив розв’язання задачі МЗМН, яка застосовується в ЧМ КОП, та довів залежність ефективності розв’язання задачі БЗКП на третьому рівні ЧМ КОП від ефективності розв’язання задачі МЗМН [82].

Апробація результатів дослідження. Основні положення дисертаційної роботи доповідались на наукових конференціях «Інформаційні технології як інноваційний шлях розвитку України у XXI столітті» (2012), «Автоматика-2014», «Infocom Advanced Solutions 2015», «Інтелектуальний потенціал – фундамент майбутнього України та її Збройних Сил» (2016), «SAIT 2017», а також на наукових семінарах в КПІ ім. Ігоря Сікорського.

Публікації. За темою дисертаційної роботи опубліковано 13 наукових праць, в тому числі 7 статей у наукових фахових виданнях України [82, 111, 112, 113, 116, 118, 181], 1 стаття у зарубіжному журналі, виданому у країні, що входить до ОЄСР [157]; 5 тез доповідей в збірниках матеріалів конференцій [81, 114, 115, 117, 128].

Структура і обсяг дисертації. Дисертація складається із вступу, чотирьох розділів основного змісту, висновків, списку літератури та 8 додатків. Загальний обсяг роботи складає 282 сторінки, включаючи 137 сторінок основного тексту. Дисертаційна робота містить 72 рисунки, 46 таблиць, список використаних джерел зі 186 найменувань на 21 сторінці.

РОЗДІЛ 1 ОГЛЯД ІСНУЮЧИХ СИСТЕМ ПЛАНУВАННЯ, ПОСТАНОВКА ЗАДАЧ ДОСЛІДЖЕННЯ

У *першому розділі* описуються системи, що мають мережеве представлення технологічних процесів (МПП). Наводяться вимоги, яким повинна задовольняти ефективна система КОП. Аналізуються сучасні моделі, методи та системи КОП. Відповідно до постановки задачі [179] – побудова поопераційного плану, що реалізує потенційний портфель замовлень і є оптимальним за критерієм, заданим замовниками, – робиться висновок про те, що безпосереднє розв’язання «у польоті» такої задачі (БЗКП) є неефективним. Для її розв’язання в [179] за одним з п’яти базових критеріїв або їх довільною лінійною комбінацією була запропонована трьохрівнева модель планування (ТМП) – ієрархічна система взаємозв’язаних агрегованих моделей календарного планування і прийняття рішень (об’єднання в рамках єдиного цілого формальних моделей і методів з експертними рішеннями), що суттєво спростило одержання ефективного розв’язку. Наведені агреговані моделі можуть бути реалізовані для довільних МПП. Але у ТМП була відсутня формальна процедура побудови поопераційного плану. Малося на увазі, що ця задача очевидним образом евристично розв’язується за результатами погодженого планування на агрегованому рівні. Однак, тоді також не можна розробити формальні методи оперативного поопераційного планування – корегування виконання календарного поопераційного плану у випадку його порушення в процесі реалізації.

Показано, що ефективне КОП в сучасних ринкових умовах вимагає розробки нової ієрархічної моделі КОП та ІТ планування для соціально-економічних систем, що мають МПП.

1.1 Загальний опис об’єкту планування

Об’єктом нашого дослідження є календарне та оперативне планування (КОП) в ієрархічних системах, що мають МПП, найбільш важливими з яких є виробничі системи, зокрема, дрібносерійні виробництва дискретного типу [179]. Для більшості з виробництв, що розглядаються, характерні такі особливості [131, 154]:

- велика номенклатура виробів, що постійно оновлюється; їхня конструктивна складність, велика кількість виконуваних операцій;

- МПТП, тобто наявність відносин передування операцій;
- нерівномірність кількісного випуску виробів по плановим періодам;
- істотна різниця в технологічних маршрутах різних виробів;
- широка уніфікація деталей і складальних одиниць із різною застосовністю їх у výroбах;
- обмеженість ресурсів, необхідних для виконання операцій, і зміна їх доступності в часі;
- предметна спеціалізація випускаючих цехів, які мають перетинання по продукції, що випускається;
- наявність тривалих циклів виготовлення продукції приводить до необхідності управління структурою заділів по výroбах при переході в інший плановий період.

Через визначені особливості, виробництвом вже неможливо управляти з використанням ІТ, що реалізують спрощені, тобто неадекватні моделі КОП. Маркетинговий принцип «виробляти тільки те, що потрібно, тоді, коли потрібно, і стільки, скільки потрібно» [104] служить обґрунтуванням необхідності розробки нових засобів автоматизованого КОП виробництвом, заснованих на нових ІТ КОП. До таких ІТ пред'являються наступні основні вимоги [119, 144, 179]:

- реалізація прогресивної організації виробництва;
- інтеграція в організаційне середовище для обміну інформацією з іншими підсистемами управління;
- зв'язок між рівнями планування, тобто його ієрархічність [120];
- агрегація й дезагрегація як метод реалізації конструктивних моделей планування;
- використання сучасних методів оптимізації;
- відповідність запропонованих моделей реальному виробництву;
- оперативність, тобто швидка реакція на зміни в планованому середовищі;
- інтерактивність, можливість ручного внесення змін в управління.

Далі наведено короткий огляд методів складання розкладів та існуючих систем планування.

1.2 Огляд існуючих методів календарного та оперативного планування

Розглянемо найбільш загальну постановку задачу виробничого планування. Нехай є множина комплексів взаємозв'язаних робіт, що мають назву виробів. Для кожного виробу задана технологія виконання, для окремих виробів можуть бути задані директивні строки, відомі тривалості виконання робіт, для виконання робіт застосовується множина обмежених ресурсів (робочих місць і одиниць устаткування). Необхідно для комплексів робіт побудувати поопераційний план їх виконання з розбивкою за ресурсами з урахуванням одного із заданих критеріїв оптимальності та можливістю оперативного корегування плану у випадку його часткового невиконання [179].

Дана задача відноситься до задач виробничого планування, що розв'язуються за допомогою моделей і методів теорії календарного планування. Для розв'язання таких задач у світовій практиці з 1950-х років ведуться дослідження як в області підходів до планування, так і по методам оптимізації [179].

У загальній задачі календарного планування як цільову функцію найчастіше використовують мінімізацію загальної тривалості циклу обробки всіх партій деталей, сумарного часу пролежування деталей, простою устаткування [129]. Дуже важливим критерієм є також забезпечення запуску-випуску партій деталей не пізніше планових строків. У загальній задачі планові строки запуску-випуску визначаються обмеженнями [179].

У модель виробничого планування включається розв'язання наступних задач: розробка виробничої програми підприємства на етапі формування менеджером портфеля замовлень із урахуванням різних критеріїв максимізації прибутку; узгоджений розподіл виробничої програми по підрозділам і інтервалам планового періоду; формування планів функціонування підрозділів підприємства. Як інтегрована модель КОП виробничого процесу, вона повинна розв'язувати задачі прогнозного, погодженого і точного планування виробництва [179].

Постановка задачі формування погоджених планів виробництва для всіх підрозділів підприємства вимагає створення розподіленої моделі побудови планів для всіх рівнів управління. Однак багаторівневість вимагає чіткої взаємоув'язки рішень, прийнятих на кожному рівні, що можливо лише при взаємодії активних елементів моделі та людини в процесі розв'язання задачі [179].

Таким чином, як показує аналіз, найефективнішими є ієрархічні моделі планування [12, 13, 14, 60] Задачі внутрішньоцехового календарного планування та регулювання виробничого процесу є найбільш складними при автоматизації. Практична потреба в складанні календарних планів виконання робіт на робочих місцях цеху стимулювала розвиток спеціальної дисципліни – теорії розкладів (ТР) [179].

Теорія розкладів є загальною алгоритмічною основою систем виробничого планування. Гарний огляд алгоритмів розв’язання задач ТР наведений в [66]. При дослідженні задач ТР виявилось, що більшість із них належить до класу важкорозв’язуваних задач комбінаторної оптимізації. Апаратом для оцінки складності їх розв’язання стала теорія складності (Кук [23], Короп [70]), виникла на початку 70-х років XX сторіччя. В [47] Гері та Джонсоном ця теорія викладена більш повно [179].

Лейджвег і ін. [76] створили комп’ютерну програму *MSPCLASS* для автоматичної класифікації задач ТР. З метою модифікації результатів визначення складності та розширення класифікації на нові класи задач ТР створена програма *CLASS* [135]. Одним з найбільш продуктивних періодів в управлінні та дослідженні операцій були 1950-ті роки. Багато задач розв’язано із застосуванням наближених, але ефективних евристик, що створило основу для розвитку класичної ТР. Однією з найперших робіт у теорії розкладів була робота Джонсона [68], у якій був запропонований оптимальний алгоритм складання розкладу для випадку двох машин. Тоді ж були запропоновані [5, 61, 65] інші ефективні поліноміальні методи [179].

Основні методи, які застосовують для розв’язання ВЗКО, наступні [179, 180]:

- метод гілок і границь (головна переборна стратегія) [78, 174];
- конструктивні наближені методи: правила пріоритетного упорядкування [38, 79, 108], у тому числі нечітка логіка (фуцзі-логіка) [56], алгоритм вставки Вернера і Вінклера [169] з променевим пошуком [95, 140];
- наближені методи евристичного пошуку [39, 50, 136, 139];
- ітераційні методи локального пошуку [69, 75, 147, 173], зокрема, стратегії вектора спаду, глобального рівноважного пошуку, процедура зрушення вузького місця [2, 9, 10, 19, 27, 172];
- ітераційні методи штучного інтелекту: генетичні алгоритми [24, 36, 59, 94, 100, 101], генетичний локальний пошук [1, 30, 58, 96, 159]; методи задоволення обмежень [19, 45, 103, 133, 142], у т.ч. із застосуванням нейронних

мереж [41, 42, 43, 141, 185, 186]; оптимізація колонії мурах [28, 29, 137]; оптимізація «великого кроку» [16, 17, 83, 84, 85, 86, 87]; табу-пошук [51, 52, 53, 54, 55, 102, 153, 155]; методи простору задач і евристик [31], у тому числі жадібні алгоритми [138]; граничні алгоритми: методи ітераційного покращення та граничної прийнятності, модельований випадок [1, 71, 89, 147, 162, 164, 172];

- порівняно нові підходи: логічне програмування в обмеженнях (constraint programming, пакет Gecode) [26, 93, 146] – нові результати отримуються за рахунок нових алгоритмів поширення інтегральних обмежень і обмежень розкладів (propagation of integral and scheduling constraints); аналітична комбінаторика (analytical combinatorics) [40] – аналітичні методи опису властивостей комбінаторних структур високих потужностей, нові результати можна одержати, безпосередньо застосовуючи методи для складних задач, у тому числі т.зв. «комбінаторних монстрів» зі складу багатомашинних багатостадійних задач планування (job shop, open shop); запатентований метод планування заснований на моделюванні штучного бджолиного рою [171];
- комбінація декількох методів: метод нечіткої логіки оснований на імунному генетичному алгоритмі [18]; методи рою часток та штучного бджолиного рою [170].
- новий підхід, запропонований О.А. Павловим та його учнями – ПДС-алгоритми [129, 179, 182].

При розгляді методів розв’язання важкорозв’язуваних задач комбінаторної оптимізації дослідники повернулися до поняття евристики 50-х років ХХ сторіччя, але з деякими новими та удосконаленими модифікаціями [179]. В статті [21] розглядається інтегрована оптимізаційна модель планування і складання розкладу з врахуванням логістичних обмежень. Пропонується модифікований евристичний алгоритм для розв’язання задачі. Виходячи з продемонстрованих досліджень ефективності робота алгоритму була статистично оцінена на задачах тільки з десятками машин і завдань. В [21] розглядається єдиний критерій оптимізації – це мінімізація всіх затрат на переналагодження та за понаднормове використання ресурсів.

1.3 Огляд існуючих інформаційних технологій календарного та оперативного планування

Можна виділити три групи існуючих на ринку систем планування виробничо-організаційних процесів, ці групи відповідають основним концепціям планування *MRP*, *MRP II* і *ERP*, які є розвитком один одного.

Урахування усіх етапів виробничого циклу виробу суттєво ускладнює задачу проектування та виробництва продукції. Однак можливість її розв'язання досягається застосуванням автоматизованих систем управління. Необхідність планування обумовлена тим, що основна маса затримок у процесі виробництва пов'язана із запізненням надходження окремих комплектуючих, у результаті чого, як правило, паралельно зі зменшенням ефективності виробництва на складах виникає надлишок матеріалів, що вироблені в строк або раніше наміченого строку. Крім того, внаслідок порушення балансу поставок комплектуючих виникають додаткові ускладнення з урахуванням і відстеженням їх стану в процесі виробництва, тобто фактично неможливо визначити, наприклад, до якої партії належить даний складовий елемент у вже зібраному готовому продукті [165].

Інформаційна підтримка етапу виробництва продукції здійснюється автоматизованими системами управління підприємством (АСУП) і автоматизованими системами управління технологічними процесами (АСУТП). ДО АСУП відносяться інтегровані системи планування потреби у матеріалах (*MRP* – material requirements planning), системи планування виробничих ресурсів (*MRP II* – manufacturing resource planning), системи управління ланцюжками поставок (*SCM* – supply chain management) і розвинені із цих напрямків системи планування ресурсів підприємства (*ERP* – enterprise resource planning) [184].

MRP – логістична¹⁾ концепція, що з'явилась в 50-х роках XX століття (однак одержала широке поширення лише з розвитком обчислювальної техніки в 1970-ті

¹⁾ Логістика – наука про організацію раціонального процесу просування товарів і послуг від постачальників сировини до споживачів, функціонуванні сфери обігу продукції, товарів, послуг, управлінні товарними запасами й провіантом, створенні інфраструктури руху товарів. Більш широке визначення логістики трактує її як вчення про планування, управління й контролі руху матеріальних, інформаційних і фінансових ресурсів у різних системах [177].

роки), на основі якої розроблена та функціонує велика кількість мікрологістичних систем. На пострадянському просторі, як правило, представлена різними програмними продуктами іноземного виробництва. Поява більш розвинутої концепції MRP II і розвиток програм класу ERP, зниження їх вартості привели до того, що програмні продукти класу MRP можна зустріти дуже рідко, як правило, у складі застарілих інформаційних систем підприємств [97, 166].

Реалізація системи, що працює за методологією MRP, являє собою комп'ютерну програму, яка дозволяє оптимально регулювати поставки комплектуючих у виробничий процес, контролюючи запаси на складі та саму технологію виробництва. Головною задачею MRP є забезпечення гарантії наявності необхідної кількості потрібних матеріалів-комплектуючих у будь-який момент часу в рамках строку планування, поряд з можливим зменшенням постійних запасів і, отже, розвантаженням складу [165].

MRP-системи застосовуються при роботі з матеріалами, компонентами, напівфабрикатами і їх частинами, попит на які залежить від попиту на специфічну готову продукцію, тобто попит на початкові матеріальні ресурси сильно залежить від попиту споживачів на кінцеву продукцію. Також MRP-система може працювати із широкою номенклатурою матеріальних ресурсів [97].

Звичайна практика використання MRP у бізнесі пов'язана із плануванням і контролем процедур замовлення та постачання (закупівель) матеріальних ресурсів, як правило, великої номенклатури, для промислових підприємств з виготовлення машинобудівної продукції [97].

MRP-системи розроблялися для використання на виробничих підприємствах. Якщо підприємство має дискретний тип виробництва (складання на замовлення – *assembly-to-order*, АТО; виготовлення на замовлення – *make-to-order*, МТО; виготовлення на склад – *make-to-stock*, МТС; серійне – *repeating*, RPT, і т.д.), тобто коли для виробів, що випускаються, є відомість матеріалів і склад виробу, то використання MRP-системи є логічним і доцільним. Якщо підприємство має процесне (*process industry*) або безперервне виробництво (*continuous-batch processing*), то застосування MRP-функціональності виправдане у випадку тривалого виробничого циклу [98].

MRP-системи рідко використовуються для планування матеріальних потреб у сервісних, транспортних, торговельних і інших організаціях невиробничого профілю, хоча потенційно ідеї MRP-систем можуть з деякими припущеннями бути застосовані і

для не виробничих підприємств, діяльність яких вимагає планування матеріалів у відносно тривалому інтервалі часу [98].

MRP-системи базуються на плануванні матеріалів для оптимальної організації виробництва та включають безпосередньо функціональність MRP, функції опису і планування завантаження виробничих потужностей CRP (capacity resources planning) і мають своєю метою створення оптимальних умов для реалізації виробничого плану випуску продукції [98].

Основна ідея MRP-систем полягає в тому, що будь-яка облікова одиниця матеріалів або комплектуючих, необхідних для виробництва виробу, повинна бути в наявності в потрібний час і в потрібній кількості [98].

Основні цілі MRP [97]:

- задоволення потреби в матеріалах, компонентах і продукції для планування виробництва і доставки споживачам;
- підтримка низьких рівнів запасів;
- планування виробничих операцій, розкладів доставки, закупівельних операцій.

MRP-система дозволяє визначити, скільки та у які строки необхідно зробити кінцевої продукції. Потім система визначає час і необхідні кількості матеріальних ресурсів для задоволення потреб виробничого розкладу [97].

Основною перевагою MRP-систем є формування послідовності виробничих операцій з матеріалами й комплектуючими, забезпечує своєчасне виготовлення вузлів (напівфабрикатів) для реалізації основного виробничого плану по випуску готової продукції [98].

Основні недоліки MRP-систем [97]:

- значний об'єм обчислень і попередньої обробки даних;
- зростання логістичних витрат на обробку замовлень і транспортування при прагненні фірми ще більше зменшити запаси незавершеного виробництва або перейти на роботу з малими замовленнями з високою частотою їх виконання;
- нечутливість до короткочасних змін попиту;
- велика кількість відмов через велику розмірність системи та її складності.

Концепції планування виробництва *JIT* (Just in time – точно в строк) і *Kanban* [145], як і MRP, орієнтовані на своєчасні виробництво і збут. JIT – управління, засноване на найвищій організації бездефектного виробництва, синхронізації вироб-

ничих процесів, включаючи операції з поставками комплектуючих і матеріалів, виконанням субпідрядних робіт. Застосовується, в основному, на підприємствах з масовим характером виробництва [20].

Системи MRP II є подальшим розвитком систем MRP і орієнтовані на ефективне планування всіх ресурсів виробничого підприємства. Звичайно в системах MRP II можна виділити наступні компоненти [98, 163]:

- планування розвитку бізнесу (складання та корегування бізнес-плану);
- формування основного виробничого плану-графіка;
- планування потреб у сировині та матеріалах (MRP);
- планування завантаження виробничих потужностей (CRP);
- планування продажів;
- планування закупівель;
- виконання плану виробничих потужностей;
- виконання плану потреби в матеріалах;
- здійснення зворотного зв'язку.

MRP II задає принципи детального планування виробництва підприємства, що включає облік замовлень, планування завантаження виробничих потужностей, планування потреби у всіх ресурсах виробництва (матеріали, сировина, комплектуючі, устаткування, персонал), планування виробничих витрат, моделювання ходу виробництва, його облік, планування випуску готових виробів, оперативне корегування плану та виробничих завдань [99, 158].

MRP II забезпечує як операційне, так і фінансове планування виробництва, більш широке охоплення ресурсів підприємства, ніж MRP. На відміну від MRP, у системі MRP II проводиться планування не тільки в матеріальному, але й у грошовому вираженні [48, 158].

Системи MRP II припускають залучення в інформаційну інтеграцію фінансової складової (планування бізнесу). У їхньому складі передбачається спеціальний інструментарій формування фінансового плану та складання бюджетних кошторисів, прогнозування та управління рухом грошових коштів, на підставі яких визначається можливість реалізації виробничого плану з погляду наявних і передбачуваних коштів [37].

В останні роки в багатьох країнах початі спроби створити комбіновані системи MRP II / Kanban для взаємного усунення недоліків, що присутні у кожній з них

окремо. Звичайно в таких комбінованих системах MRP II використовують для прогнозування, довго- і середньострокового планування попиту, збуту, виробництва та закупівель, а систему Kanban – для оперативного управління всім ходом виробництва і поставок у мережі. Таку інтегровану систему іноді називають MRP III [7].

ERP-системи як подальший розвиток інтегрованих інформаційних систем управління підприємством, крім вищевказаної функціональності, як правило, включають планування ресурсів розподілу (distribution resources planning – DRP) і ресурсів для проведення технологічного обслуговування і виконання ремонтів [148].

Системи DRP забезпечують оптимальне розв'язання (планування, облік і управління) транспортних задач з переміщення матеріально-технічних ресурсів і готової продукції [148].

Крім цього, для систем MRP II і ERP характерна наявність спеціальної підсистеми управління реалізацією довгострокових проектів (project management), що припускає повнофункціональне планування матеріальних ресурсів, трудових ресурсів, устаткування, формування мережових графіків робіт, управління ходом виконання та фактурування реалізованих проектів [98].

Основна загальна відмінність ERP-систем від MRP II-систем, які розвиваються в цьому напрямку [74]:

- підтримка різних типів виробництв;
- підтримка планування ресурсів за різними напрямками діяльності підприємства (не тільки виробництво продукції);
- підтримка планування ресурсів і управління складним багатoproфільним підприємством, корпорацією.

Більшість ERP-систем (таких, як Ultima [160]) орієнтовані на малий і середній бізнес. «Стовідсоткових» ERP-систем мало – усього кілька продуктів. Це, дійсно, системи високого рівня з погляду функціональних можливостей і, відповідно, принесеного інтелекту з боку численних розроблювачів. ERP-системи дозволяють здійснювати планування та управління бізнесом за різними напрямками діяльності як окремого підприємства, так і багатoproфільної корпорації. Їх не слід змішувати із системами, що виконують окремі функції багатоаспектного управління якоюсь структурою [74].

Впровадження систем MRP II і ERP, як правило, сполучене зі зміною та доповненням процесів діяльності, переглядом і корекцією принципів управління. Впрова-

дження корпоративної інформаційної системи, навіть часткове, може проводитись до декількох років, супроводжуючись при цьому ламанням устояних на підприємстві стандартів і процедур [74].

Сьогодні на вітчизняному ринку присутні і прагнуть закріпитися лідери серед західних ERP-систем: SAP SE (SAP R/3), Baan IV (BaanERP), Oracle Applications, NetSuite OneWorld, PeopleSoft. Це так звані «важкі» корпоративні інформаційні системи. Безперечними лідерами на цьому ринку є компанії SAP SE, Oracle, J.D. Edwards, PeopleSoft, Baan. На них припадає більше половини обсягу даного ринку. Крім того, на ринку присутня велика кількість «середніх» західних корпоративних інформаційних систем: Ахapta, Scala, e by Exiptor тощо. Однак надто велика вартість ліцензій на західні програмні продукти не дозволяє використовувати їх масово в сучасній українській промисловості [8, 167].

Впровадження голландської ERP-системи BaanERP коштує близько 600–800 тис. доларів США для середнього підприємства з персоналом 100–150 людей (без витрат на апаратну частину), а система SAP SE встановлюється на підприємствах з 200-мільйонним оборотом у доларах США на рік [74].

За станом на 2010 рік, згідно з аналізом Panorama Consulting ERP-системи розділені на три групи за спаданням частки присутності на ринку [107]:

- 1) SAP SE – 24 %, Oracle Applications (що поглинула інші ERP-продукти Peoplesoft Enterprise і J.D. Edwards EnterpriseOne) – 18 %, Microsoft Project – 11 %;
- 2) продукти компаній Epicor, Sage, Infor, IFS, QAD, Lawson, Ross – 11 % на всі;
- 3) продукти компаній ABAS, Activant Solutions, Baan, Bowen and Groves, Compiere, Exact, Netsuite, Visibility, Blue Cherry, Hansaworld, Intuitive, Syspro і інші постачальники – у цілому 36 % ринку.

Розподіл постачальників на ринку залежить від масштабу замовників. Так, у сегменті ERP для організацій з виторгом більш 1 млрд. доларів США у SAP – 47 %, в Oracle – 32 %, у Microsoft – 4 %, тоді як у сегменті організацій з виторгом до 25 млн. доларів США у SAP – 22 %, в Oracle – 23 %, у Microsoft – 16 % [107].

Ситуація на регіональних ринках може відрізнятися від світової. Так, на російському ринку за станом на 2010 рік IDC відзначає наступний розподіл часток постачальників [34]: SAP – 50,5 %, 1С (російський продукт 1С:Підприємство) – 26 % [150], Oracle – 8,2 %, Microsoft – 7,4 %, Галактика – 2,4 % при загальному обсязі ринку 650 млн. дола-

рів США [92], на українському: SAP – 43,4 %, «Інформаційні технології» [62] – 15,7 %, 1С – 13,9 %, Oracle – 11,7 %, Microsoft – 6,1 % при обсязі 46,64 млн. доларів США [35], а в Бразилії близько 50 % ринку належить місцевій Totvs, у SAP – 30 % [67].

Найбільш розвинені системи ERP виконують різні бізнес-функції, пов'язані із плануванням виробництва, закупівлями, збутом продукції, аналізом перспектив маркетингу, управлінням фінансами, персоналом, складським господарством, обліком основних фондів і т.п. Системи MRP II орієнтовані, головним чином, на бізнес-функції, безпосередньо пов'язані з виробництвом. Модулі планування ланцюжків поставок SCM і MRP II можуть бути реалізовані як підсистеми ERP [77].

Для опису архітектури систем автоматизації можуть застосовуватися стандарти, розроблені некомерційною асоціацією з автоматизації ISA (International Society of Automation). Дана організація займається формалізацією глобальних стандартів, сертифікацією та навчанням спеціалістів, публікацією книг і статей, проведенням конференцій у сфері автоматизації [64]. Загальна функціональна схема виробничих систем, заснована на стандарті ISA-95 [64], показана на рис. 1.1.

Також на сучасному ринку програмних продуктів наявні десятки ERP-систем вітчизняних виробників програмного забезпечення та розробників систем із ближнього зарубіжжя. Як не дивно, в системах, ідеологія яких від початку була призначена саме для управління промисловою діяльністю підприємств, на даний час компоненти управління виробництвом є другорядними або відсутні зовсім. Можна констатувати, що серед вітчизняних систем практично немає таких, які містять повноцінний комплекс управління. Саме ця потреба комплексного розв'язання проблем управління виробничою діяльністю вітчизняного підприємства є своєчасною і актуальною [167].

Нажаль, виникає багато перешкод на шляху до ефективного використання інтегрованого управління ресурсами підприємства, зокрема [167]:

- висока вартість програмних продуктів і тривалість їх впровадження;
- необхідність реорганізації бізнес-процесів при впровадженні зарубіжного програмного забезпечення;
- недосконалість вітчизняного програмного забезпечення;
- відсутність дієвого механізму інвестування інноваційних змін на макрорівні.

Також, архітектура ERP-систем, орієнтована на транзакційну роботу на базі систем управління базами даних (СУБД), не розрахована на великі обсяги обчислень

БІЗНЕС-ПЛАНУВАННЯ ТА ЛОГІСТИКА



УПРАВЛІННЯ ВИРОБНИЧИМИ ОПЕРАЦІЯМИ



ПРОМИСЛОВА АВТОМАТИЗАЦІЯ

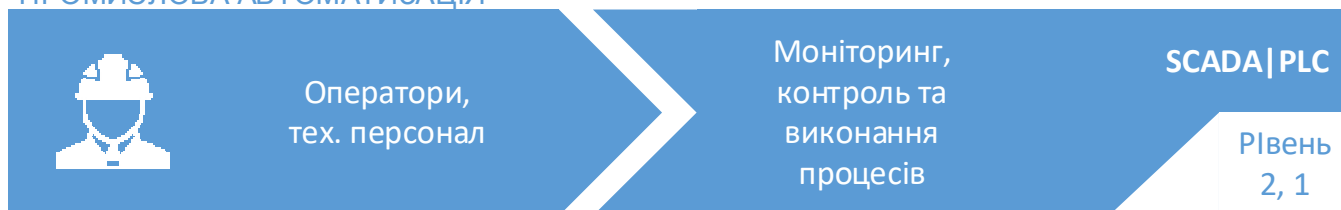


Рисунок 1.1 – Функціональна ієрархія у виробничих системах

над вхідними даними. Саме тому, окремі (потребуючі інтенсивних обчислень) модулі операційного блоку функцій ERP-систем найчастіше виносяться в спеціалізовані програмні продукти і фігурують як виділені класи прикладного ПЗ для управління виробництвом – системи APS (advanced planning and scheduling – розширене планування і складання розкладів) і MES (manufacturing execution system – система управління виробничими процесами) [3, 175, 176].

APS – концепція виробничого планування, головною особливістю якої є можливість побудови розкладу роботи устаткування в рамках усього підприємства [176].

Основні можливості, які повинні мати APS-системи [3, 175, 176]:

- планування з точністю до секунди;
- пряме (усі виробничі замовлення і замовлення на поставку намагаються виконати якомога раніше) і зворотне планування (замовлення на виробництво повинні завершитися до певної дати, замовлення на закупівлю повинні виконатися до того моменту, коли вони будуть використані у виробництві);
- багаторівнева агрегація;
- багато алгоритмів оптимізації;

- відстеження матеріально-виробничих запасів;
- контроль над виконанням і повідомлення в графічному форматі, а також у вигляді звітів.

Відносно систем класу ERP APS-система служить надбудовою, яка розширює і замінює їхню функціональність у частині планування. При цьому APS користується інформацією, що утримується в транзакційній частині ERP (інформацією про фактичні замовлення клієнтів, залишки комплектуючих на складах та іншою). У якості джерела інформації про стан запущених виробничих замовлень і потужностей можуть виступати MES-системи. По завершенню процесу планування APS-система передає відповідні результати, такі як замовлення на виробництво, закупівлю і переміщення, прогнози і т.д., в ERP-систему [3].

MES – спеціалізоване прикладне ПЗ, призначене для розв’язання задач синхронізації, координації, аналізу та оптимізації випуску продукції в рамках певного виробництва. MES-системи відносяться до класу систем управління рівня цеху, але можуть використовуватись і для інтегрованого управління виробництвом на підприємстві в цілому [3].

Згідно зі моделлю MES-11, системи даного типу мають наступні функції ([63, 91], рис. 1.2):

- RAS (англ. Resource Allocation and Status) – контроль стану і розподіл ресурсів.
- ODS (англ. Operations / Detail Scheduling) – оперативне детальне планування.
- DPU (англ. Dispatching Production Units) – диспетчеризація виробництва.
- DOC (англ. Document Control) – управління документами.
- DCA (англ. Data Collection / Acquisition) – збір і зберігання даних.
- LM (англ. Labor Management) – управління персоналом.
- QM (англ. Quality Management) – управління якістю.
- PM (англ. Process Management) – управління виробничими процесами.
- MM (англ. Maintenance Management) – управління техобслуговуванням і ремонтом.
- PTG (англ. Product Tracking and Genealogy) – відстеження і генеалогія продукції.
- PA (англ. Performance Analysis) – аналіз продуктивності.

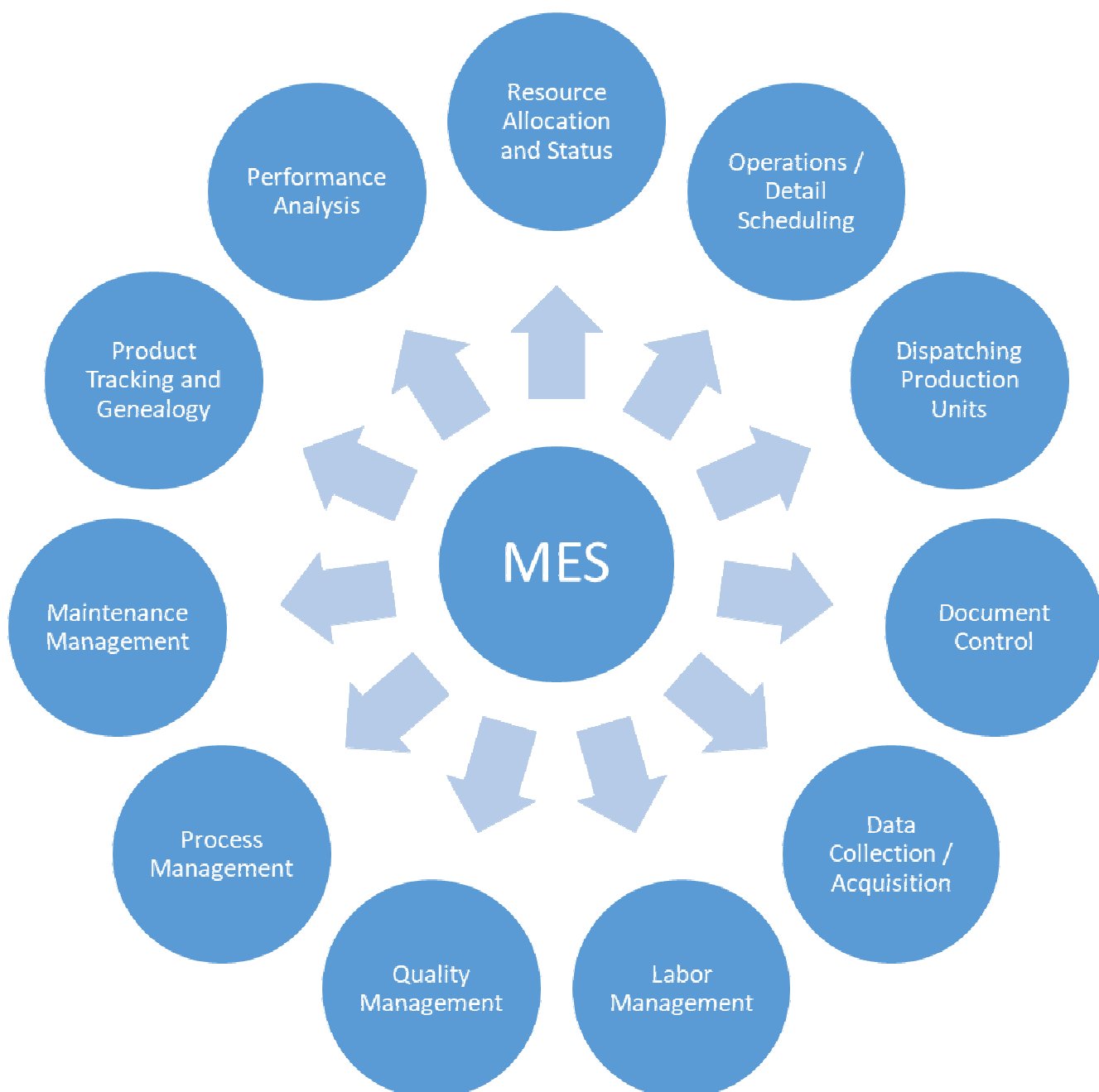


Рисунок 1.2 – Функції MES-системи

Системи класу APS можуть заміняти чи доповнювати ODS-модуль MES-системи.

Системи APS і MES існують і як окремі від ERP-систем продукти; у цьому випадку введення вхідних даних і аналіз вихідних даних виконується іншими підрозділами або автоматизованими системами підприємства або експертами [3].

Деякі приклади APS-систем наведено в [106, 139]. Наприклад, ISIS [46, 152], розроблений у 1982 році, був першою спробою використання систем, заснованих на знаннях, у плануванні роботи робочого цеху. ISIS здійснює обмежений прямий по-

шук для отримання розкладу. В динаміці ситуації вирішуються шляхом перепланування робіт, які впливають на них, шляхом вибіркового послаблення деяких обмежень. OPIS [151] є спадкоємцем ISIS. Це система, заснована на знаннях, яка розроблена насамперед для планування виробництва продукції та використовує опортуністичний процес вирішення проблем для поступового генерування та перегляду графіків у відповідь на зміни. OPIS впровадив архітектуру дошки, в якій набір різних евристик, що називаються джерелами знань, вибірково використовується для створення та перегляду загального розкладу. Евристичними перегляду розкладу, визначеною в ОПІС, є: планувальник робіт, планувальник ресурсів, зсув вправо, зсув вліво і перестановка попиту. IOSS [109] – ще одна інтерактивна система планування на основі знань, заснована на опортуністичному та інтерактивному вирішенні проблем на основі перегляду в архітектурі дошки. SONIA [80] – прогнозно-реактивна система складання розкладів на основі знань. Були визначені різні евристичні перегляду розкладу, такі як послаблення строків, продовження робочих змін, відкладення операції до наступної зміни, скорочення часу простою ресурсів за рахунок перестановки операцій [106].

Сучасна APS-система SIMATIC IT Preactor APS від компанії Siemens [4, 149] як раз позиціонується як сімейство рішень для створення виробничих розкладів з обмеженими ресурсами. Система забезпечує [149]:

- автоматизоване формування і запуск партій деталей і зборок, необхідних для забезпечення клієнтських замовлень з урахуванням незавершеного виробництва і наявних на складах заділів готових деталей і зборок;
- автоматичний розрахунок потреби в матеріалах і комплектуючих, необхідних для забезпечення клієнтських замовлень з урахуванням наявності на складах;
- автоматичне формування переліку покупних дефіцитних (відсутніх на складах) комплектуючих і матеріалів із зазначенням необхідної кількості (з урахуванням розміру мінімальної і максимальної закупівельної партії) і необхідного строку поставки.
- розрахунок операційного плану виробництва з урахуванням різних критеріїв оптимізації (мінімізація переналадок, мінімізація незавершеного виробництва, паралельне завантаження, розширення вузьких місць та ін.);
- формування виробничих розкладів для робочих центрів;

- формування аналітичних звітів і керуючих виробничих документів;
- передача результатів розрахунку на робочі місця в цеху, робочі місця керівників підприємства.

Система Preactor є прикладом добре розвинутої APS-системи, але вона також, як і всі розглянуті, має лише декілька простих критеріїв оптимізації розкладів. Також можна сказати, що конкретні застосовані математичні моделі та критерії оптимізації у всіх розглянутих системах або вважаються комерційною таємницею, або просто не відкриваються користувачу. Така концепція розробки прикладних програм зрозуміла, бо в комерційних системах приділяється більша увага швидкості та ефективності роботи, ніж розв'язанню «важких» NP-трудних задач. Результати оптимізації в такому разі звичайно відображають лише наближений розв'язок.

Наприкінці минулого сторіччя стало зрозуміло, що ERP-системи просто необхідні на підприємствах, але їх можливостей управління в сучасному світі бізнесу, який бурхливо розвивається, явно недостатньо. Авторитетна консалтингова компанія Gartner Group заявила про завершення епохи ERP-систем в 1999 році. На зміну були запропоновані концепції *CSRP* і *ERP II* [105].

Система планування виробництва XXI століття має два фокуси – на виробничій ефективності та на створенні купівельної цінності. Ця нова парадигма планування і є планування ресурсів, синхронізоване з покупцем *CSRP* (customer synchronized resource planning). *CSRP* використовує перевірену, інтегровану функціональність *ERP* і перенаправляє виробниче планування від виробництва далі, до покупця. *CSRP* надає діючі методи і додатки для створення продуктів з підвищеною цінністю для покупця [25].

ERP II – enterprise resource and relationship processing, управління внутрішніми ресурсами і зовнішніми зв'язками підприємства. За визначенням, даним Gartner Group *ERP II*, це – бізнес-стратегія підприємства, що належить до певної галузі, і набір ключових для даної галузі додатків, що допомагають клієнтам і акціонерам компаній збільшувати вартість бізнесу за рахунок ефективної ІТ-підтримки та оптимізації операційних і фінансових процесів як усередині свого підприємства, так і в зовнішньому світі – у рамках співробітництва з іншими корпораціями [6].

Основна ідея *ERP II* полягає у виході за рамки задач по оптимізації внутрішніх процесів організації – крім інтеграції таких традиційних для *ERP*-систем областей

діяльності підприємства, як управління фінансами, бухгалтерський облік, управління продажами та покупками, відносини з дебіторами і кредиторами, управління персоналом, виробництво, управління запасами, системи класу ERP II дозволяють управляти взаєминами із клієнтами, ланцюжками поставок, проводити торгівлю через Інтернет [6].

На жаль, на пострадянському просторі дорогі та складні у впровадженні системи класу ERP I, тим більше, CSRP і ERP II не одержали великого поширення. Зокрема, для впровадження CSRP необхідно [25]:

а) оптимізувати виробничу діяльність (операції), побудувавши ефективну виробничу інфраструктуру;

б) інтегрувати покупця і сфокусовані на покупці підрозділи організації з основними плануючими і виробничими підрозділами;

в) впровадити відкриті технології, щоб створити технологічну інфраструктуру, яка може підтримувати інтеграцію покупців, постачальників і додатків управління виробництвом.

У [113, 114, 118, 127, 179] представлена ієрархічна *трьохрівнева модель планування та управління* (ТМП) складними системами з МПТП, заснована на принципі ієрархічного планування і комплексі взаємозв'язаних математичних моделей і методів. У цій моделі загальна математична модель задачі календарного планування, що є багатостадійною задачею календарного планування, замінена послідовністю дискретних математичних моделей, сумісних з ієрархією рішень, що приймаються на кожному рівні управління. Перевагами запропонованих моделей є побудова ефективних погоджених планів виконання комплексів робіт мультиресурсами і розподіл виконання робіт по ресурсам з урахуванням 7 критеріїв оптимальності. Принциповим недоліком ТМП є відсутність можливості побудови поопераційного плану, що однозначно відповідає процесу поопераційного планування дискретного виробництва. Це пов'язано з тим, що в трьохрівневій моделі відсутня формалізація мережевого представлення дискретних технологічних процесів. Формалізація мережевої моделі дискретних виробництв і на її основі розробка ефективних взаємозв'язаних моделей на основі агрегації та дезагрегації, ефективних ПДС-алгоритмів дозволяють створити ефективний евристичний алгоритм для розв'язання складної багатоетапної задачі календарного планування (БЗКП), при чому виконання умов агрегації дозволяє

отримати розв'язок в околі глобального оптимуму. Цей алгоритм використовує низку практичних критеріїв. Це і є основним змістом дисертаційної роботи.

В роботах [113, 114, 118, 127, 179] вдалося розв'язати принципово складну задачу конструктивної формалізації моделі мережевої технології та розробити нову мережеву модель, що дозволила в мережеву БЗКП включити нові одноетапні задачі поопераційного рівня планування. Були створені нові ефективні точні ПДС-алгоритми розв'язання цих одноетапних задач [179]. У підсумку, став можливим формалізований опис третього рівня моделі (рівня точного планування) як опис мережевої БЗКП та одержання поопераційного плану як розв'язку цієї задачі, а також його оперативне коректування у разі необхідності.

У розділі 2 пропонується нова чотирьохрівнева модель планування, яка є розвитком ТМП. Для її реалізації створена нова мережева модель задачі, формалізовані рівні точного та оперативного планування, а також одноетапні задачі календарного планування, використовувані на третьому рівні моделі. У новій моделі також формально описана процедура розв'язання за 31 критерієм оптимальності.

Очевидно, що жодна з програмних систем, про які сказано вище, не задовольняє одночасно всі наведені вимоги [119, 144, 179]. Для імплементації чотирьохрівневої моделі планування треба розробити нову програмну систему, що реалізує нову методологію КОП.

Виходячи з аналізу ринку і можливостей методів, моделей і систем КОП, найбільш пріоритетним є створення нової APS-системи, заснованої на новій методології планування. У результаті проведених теоретичних досліджень створена методологія планування (див. розділ 2) і на її основі система КОП в соціально-економічних системах (APS-система) (див. розділ 4), яка задовольняє всі сформульовані в [119, 144, 179] вимоги. У рамках IT-інфраструктури підприємства дана система є окремим модулем, що виконує ряд функцій на різних рівнях автоматизації та взаємодіє з іншими інформаційними системами підприємства. Чотирьохрівнева система планування, що складається з 5 блоків (рис. 1.3), частково застосовується на 3 рівні в функціональній ієрархії виробничих систем (рис. 1.1) та виконує деякі функції MES-системи. Блок прийняття рішень чотирьохрівневої системи планування потребує залучення керівництва для прийняття рішень щодо узгодження змін замовлень чи термінів їх виконання, залучення додаткових ресурсів і т.п., що є частиною функцій ERP-системи. Більш де-

тально взаємодія розробленої програмної системи з інфраструктурою виробничої системи показана в розділі 4.

1.4 Мета та задачі дослідження

Метою роботи є створення інформаційної технології календарного та оперативного планування по одному з низки запропонованих практичних критеріїв в системах з мережевим представленням технологічних процесів на основі високоефективних методів для одноетапних та багатоетапних задач календарного планування, що веде до суттєвого підвищення ефективності отримання поопераційного плану в об'єктах з дискретним представленням технологічних процесів, зокрема в дрібносерійних виробництвах загального типу.

Основні завдання, що забезпечують досягнення мети роботи:

- критичний огляд систем, моделей, методів та інформаційних технологій КОП;
- розробка алгоритмічного забезпечення ЧМ КОП у системах з МПТП на основі формалізації поопераційного мережевого представлення дискретних технологічних процесів, модифікації та розширення процедур ТМП, розробки алгоритмів поопераційного та оперативного планування;
- дослідження ефективності алгоритму розв'язання одноетапної задачі кален-

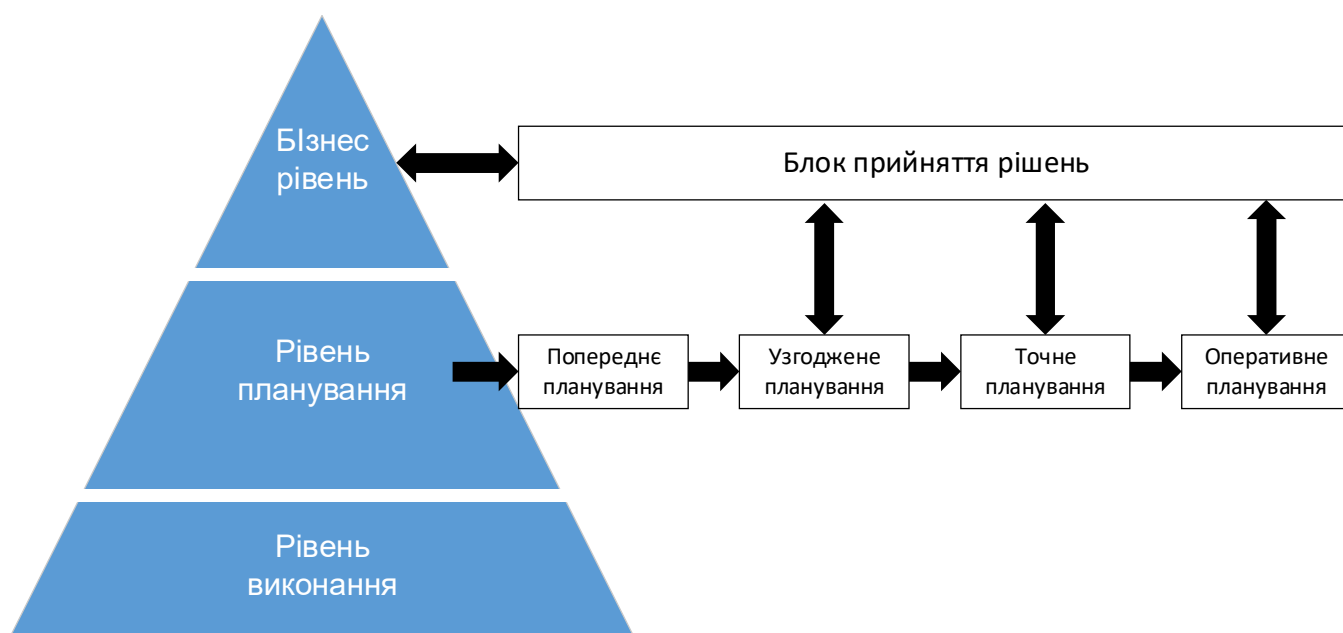


Рисунок 1.3 – Функціональна схема чотирьохрівневої моделі КОП

дарного планування першого рівня ТМП «Мінімізація сумарного зваженого моменту закінчення виконання завдань при відношенні порядку, заданому орієнтованим ациклічним графом» для випадку, коли ваги завдань задані тільки для кінцевих вершин графа (МЗМН), яка є найбільш агрегованою моделлю соціально-економічних систем з МПТП;

- розв’язання задачі четвертого рівня ЧМ КОП «Складання розкладу виконання незалежних завдань ідентичними паралельними пристроями, моменти запуску яких менше спільного директивного строку» (МСЗПР);
- узагальнення задачі МСЗПР на випадок, коли частина робіт не може порушувати спільний директивний строк, та розробка наближеного алгоритму розв’язання узагальненої задачі;
- обґрунтування ефективності методу розв’язання БЗКП за допомогою розв’язання задачі МЗМН;
- розробка ІТ КОП для систем, що мають МПТП.

1.5 Висновки за розділом 1

Описуються системи, що мають МПТП. Наводяться вимоги, яким повинна задовольняти ефективна система КОП. Аналізуються сучасні моделі, методи та системи КОП. Відповідно до постановки задачі – побудова поопераційного плану, що реалізує потенційний портфель замовлень і є оптимальним за критерієм, заданим замовниками, – робиться висновок про те, що безпосереднє розв’язання «у польоті» такої задачі (БЗКП) є неефективним. Для її розв’язання раніше була запропонована трьохрівнева модель планування (ТМП) – ієрархічна система взаємозалежних агрегованих моделей календарного планування і прийняття рішень (об’єднання в рамках єдиного цілого формальних моделей і методів з експертними рішеннями), що суттєво спростило одержання ефективного розв’язку. Принциповим недоліком ТМП є відсутність можливості побудови поопераційного плану, що однозначно відповідає процесу поопераційного планування дискретного виробництва. Це пов’язано з тим, що в трьохрівневій моделі відсутня формалізація мережевого представлення дискретних технологічних процесів. Формалізація мережевої моделі дискретних виробництв і на її основі розробка ефективних взаємозв’язаних моделей на основі агрегації та дезагрегації, ефективних ПДС-алгоритмів дозволяють створити ефективний евристичний алгоритм для розв’язання БЗКП, при чому виконання умов агрегації дозволяє

отримати розв'язок в околі глобального оптимуму. Цей алгоритм використовує низку практичних критеріїв. Це і є основним змістом дисертаційної роботи.

Основні результати за розділом 1 опубліковані в [113, 114, 118].

РОЗДІЛ 2 ЧОТИРЬОХРІВНЕВА МОДЕЛЬ КАЛЕНДАРНОГО ТА ОПЕРАТИВНОГО ПЛАНУВАННЯ ТА ПРИЙНЯТТЯ РІШЕНЬ

У другому розділі описано алгоритмічне забезпечення ЧМ КОП для соціально-економічних систем, що мають МПТП. Для зв'язного опису всіх алгоритмів, що реалізують процедуру календарного та оперативного планування, алгоритмічне забезпечення моделі наводиться повністю за публікаціями [81, 112, 115, 116, 117, 128, 181]. Якщо будь-яка частина опису не належить автору, це вказується окремо.

ЧМ КОП включає як окрему складову блок прийняття рішень (БПР), що виконує різні функції прийняття рішень при виникненні різних ситуацій під час планування. Найважливішою функцією БПР є процедура вибору з множини допустимих для реалізації планів (множини економічно вигідних потенційних портфелів замовлень) одного плану за критерієм мінімізації ризику неотримання запланованого прибутку. Ризик залежить від множини неформалізовуваних або невимірних факторів [180]. Інші функції, що реалізуються БПР і виконуються експертами або іншими підсистемами системи управління, описані в підрозділі 2.1.

Отже, ЧМ КОП вперше реалізує процедуру календарного та оперативного планування на основі як формальних процедур, так і експертних рішень.

Роботу алгоритмів усіх чотирьох рівнів ЧМ КОП опрацьовано на прикладі, що наведений у додатку Б. Також створена модель є базою для програмного забезпечення універсальної ієрархічної системи КОП виробництв дрібносерійного типу (розділ 4).

2.1 Загальний опис моделі

На основі ТМП, описаної в підрозділі 1.2, автором у співробітництві з проф. Павловим О.А. розроблена чотирьохрівнева модель КОП (ЧМ КОП) в соціально-економічних системах з МПТП, яка включає: побудову агрегованої моделі, узгодженого плану виконання агрегованих робіт відповідно до 31 критерію оптимальності, вибір найкращого плану в блоці прийняття рішень (БПР), точне планування, оперативне планування у випадку часткового невиконання отриманого плану. Третій рівень ЧМ КОП формалізований на основі оригінальної методології як БЗКП.

У ЧМ КОП експертами на основі даних реального організаційно-виробничого процесу дискретного типу створюється мережа спеціального виду із заданими влас-

тивостями. Експертним шляхом знаходиться мінімальна кількість фізично існуючого устаткування, що реалізує цю мережу (фізичне устаткування, що реалізує роботи початкових етапів може використовуватися на наступних рівнях мережі). Деякі або всі функції експертів може виконувати система MRP II або ERP.

Загальна схема *алгоритмічного забезпечення* ЧМ КОП наведена на рис. 2.1, 2.2. Номера на схемі відповідають номерам пунктів методології, що описана далі у розділі 2.

Алгоритмічне забезпечення моделі складається з п'яти блоків, де дії осіб, що приймають рішення (ОПР), і експертів визначаються в БПР (блок 1), а формальні моделі реалізуються в блоках 2–5:

Блок 1 Блок прийняття рішень (БПР).

Блок 2 Побудова моделі першого рівня.

Блок 3 Побудова моделі другого рівня.

Блок 4 Побудова моделі третього рівня.

Блок 5 Оперативне планування.

Блок прийняття рішень (БПР) – так для простоти розуміння і наочності назвемо підсистему загальної ERP-системи підприємства, що виконує функції прийняття рішень при виникненні різних ситуацій під час планування. Роль експертів можуть виконувати реальні особи, що приймають рішення (ОПР), або інформацію для прийняття рішень можна одержати з інших підсистем ERP-системи.

Функції БПР [181]:

- 1) формування портфеля замовлень;
- 2) завдання критерію якості планування: вибір функціонала; визначення коефіцієнтів, що задають функціонал; завдання мінімального очікуваного прибутку;
- 3) завдання технології, що реалізує портфель замовлень: топологія, пов'язана з технологією, задається у вигляді N окремих підмереж, де N – число базових критеріїв у загальному функціоналі якості; підмережі можуть мати спільне устаткування. Для синтетичного критерію, таким чином, розглядається окремий випадок, коли вхідна мережа представляється у вигляді незалежних підмереж зі спільними віртуальними пристроями;
- 4) узгодження із замовником при необхідності всіх змін плану (якщо не отриманий допустимий розклад);

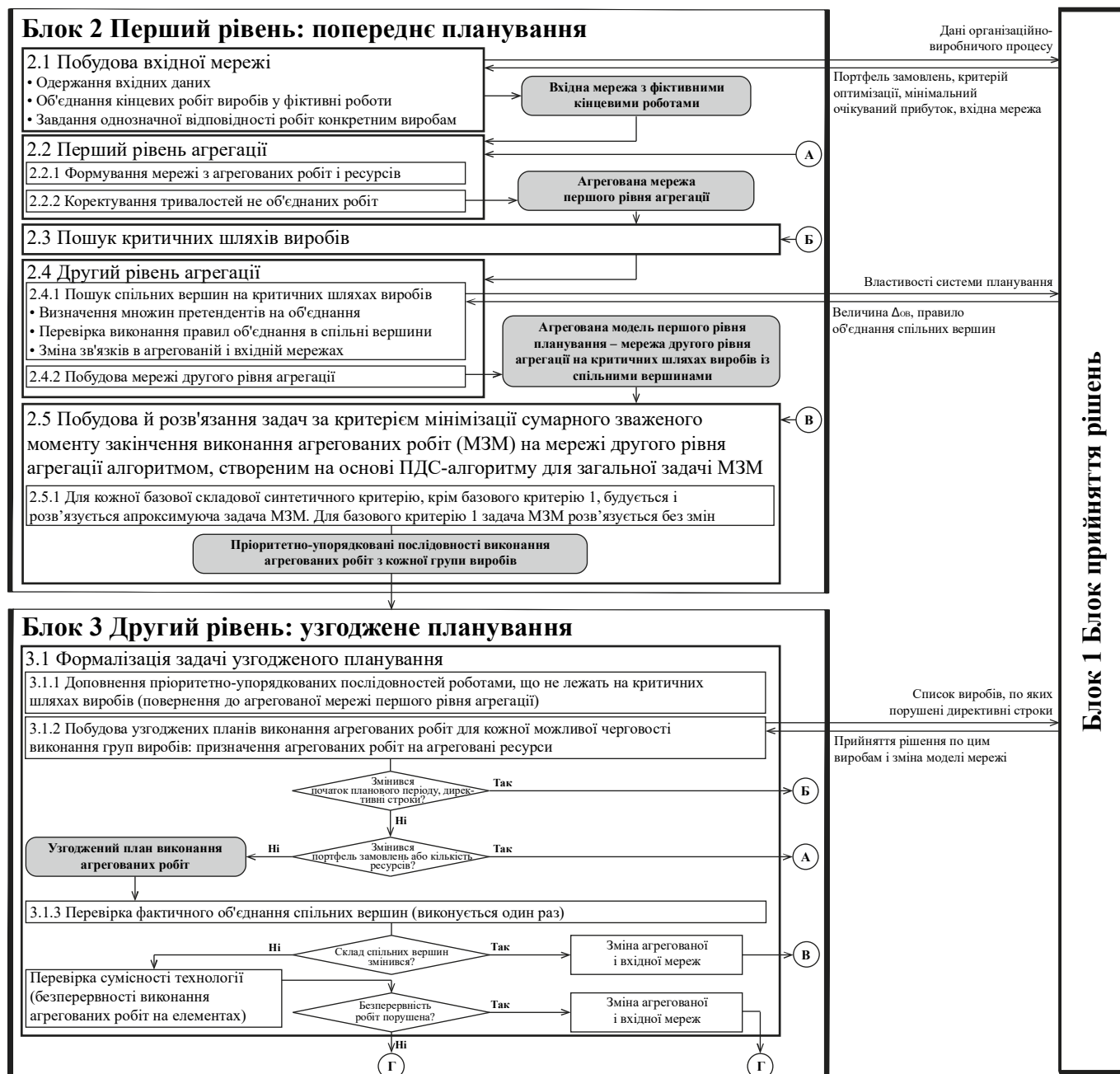


Рисунок 2.1 – Схема алгоритмічного забезпечення ЧМ КОП (частина 1)

5) формування нового портфеля замовлень (якщо отриманий прибуток менше мінімально очікуваного);

6) вибір найкращого плану за критерієм мінімізації ризику неотримання очікуваного прибутку з множини альтернативних планів, отриманих на третьому рівні планування;

7) організація взаємодії між блоками 2–4;

8) здійснення оперативного планування з використанням моделей блоку 5;

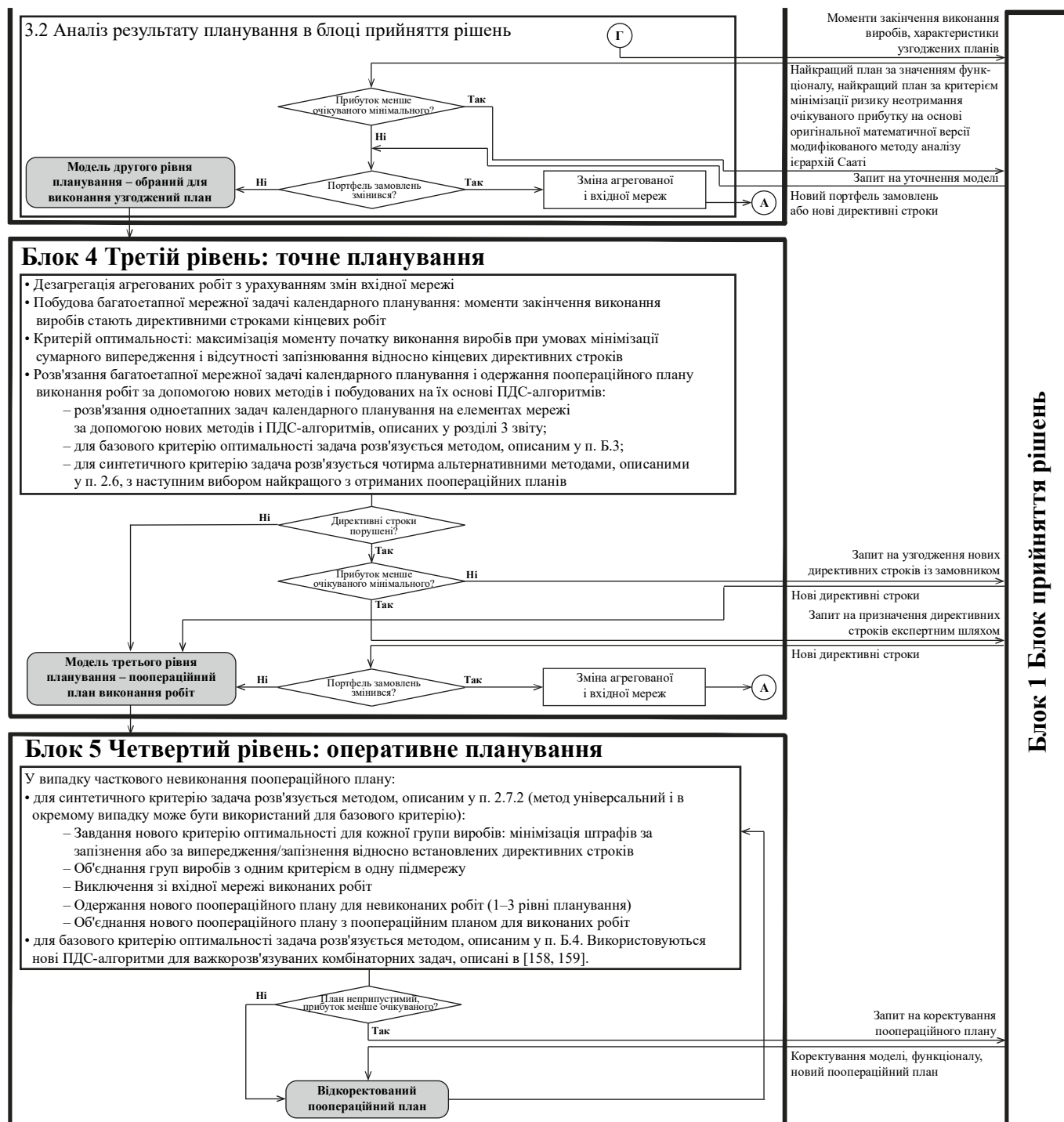


Рисунок 2.2 – Схема алгоритмічного забезпечення ЧМ КОП (частина 2)

9) при плануванні за базовим критерієм оптимальності, якщо буде потреба, експертним шляхом встановлюються бажані моменти завершення виконання виробів, які передаються на модель третього рівня як директивні строки;

10) визначення моменту корегування поопераційного плану на четвертому рівні та завдання нових показників якості відносно затверджених директивних строків.

Процедура обґрунтованого вибору плану виконання робіт з множини допустимих в умовах невизначеності на основі побудови дерева ієрархій розглядалася в [179].

У блоці 2 виконується побудова агрегованої моделі планування першого рівня. Експертами в БПР задаються параметри задачі: технологічна мережа, що відповідає технології виконання виробів (модель віртуальної мережі із заданими властивостями будується експертами на основі даних реального організаційно-виробничого процесу дискретного типу); один з 31 критеріїв оптимальності; мінімальний очікуваний прибуток підприємства.

При плануванні за базовим критерієм оптимальності мережа повинна мати властивості, описані в підрозділі 2.2, з наступним обмеженням: усередині мережі можуть знаходитись кілька віртуальних пристроїв, що відповідають одному і тому ж реальному пристрою, тільки якщо вони рознесені технологією у часі (щоб виключити можливість виконання різних робіт в одному і тому ж інтервалі часу на одному і тому ж реальному пристрої). При плануванні за синтетичним критерієм оптимальності вироби розбиваються на $N \in [1, 5]$ окремих груп за числом базових складових синтетичного критерію, жоден виріб не може входити у дві різні групи. Топологія, пов'язана з технологією, задається у вигляді N окремих підмереж, що відповідають N окремим групам виробів, кожній підмережі відповідає свій базовий критерій, властивості кожної підмережі відповідають підрозділу 2.2. При цьому підмережі не можуть мати відносин передування між собою, але можуть бути зв'язані спільним устаткуванням.

Після побудови вхідної мережі виконується дворівнева агрегація: перший рівень агрегації – побудова агрегованого вигляду вхідної мережі за допомогою агрегації робіт і ресурсів, формування агрегованої мережі першого рівня агрегації та корегування тривалостей робіт, не об'єднаних з іншими роботами; другий рівень агрегації – знаходження критичних шляхів виробів та їх спільних вершин і побудова на них об'єднаної мережі. При цьому правила об'єднання спільних вершин визначаються в БПР.

Далі виконується побудова і розв'язання оптимізаційних задач за критерієм мінімізації сумарного зваженого моменту завершення виконання агрегованих робіт (МЗМ) для відповідних базових складових синтетичного критерію оптимальності. Для кожної базової складової синтетичного критерію, що входить у заданий функціонал, крім базового критерію 1, будується і розв'язується апроксимуюча задача МЗМ. Для базового критерію 1 задача МЗМ розв'язується без змін. Усі задачі розв'язуються на

мережі другого рівня агрегації алгоритмом, створеним на основі ПДС-алгоритму для загальної задачі МЗМ. У результаті одержуємо пріоритетно-упорядковані послідовності виконання агрегованих робіт з кожної групи виробів.

У *блоці 3* здійснюється формалізація і розв'язання задачі узгодженого планування виконання агрегованих робіт на мережі першого рівня агрегації з урахуванням заданого критерію оптимальності. Для побудови узгоджених планів пріоритетно-упорядковані послідовності, отримані при розв'язанні задач МЗМ по кожній групі виробів, доповнюються агрегованими роботами за межами критичних шляхів виробів, тобто відбувається повернення до мережі першого рівня агрегації. Узгоджені плани виконання агрегованих робіт будуються для кожної можливої черговості виконання груп виробів, при цьому агреговані роботи призначаються на ресурси агрегованої мережі.

При розподілі агрегованих робіт у БПР визначається, що робити з виробами, по яких плановий період порушений: наприклад, виконується зрушення початку їх виконання, зміна портфеля замовлень, зміна директивних строків, збільшення кількості ресурсів і т.п. Модель змінюється відповідним чином, і задача розв'язується заново, починаючи з певного моменту.

Після кожного розподілу виконується *перевірка, чи фактично спільні вершини були об'єднані* (виконується один раз: якщо склад хоча б однієї спільної вершини змінився, проводиться зміна агрегованої і вихідної мережі, повторне розв'язання задачі МЗМ і розподіл), а також перевірка сумісності технології: якщо безперервне виконання робіт, об'єднаних при агрегації, не досягається, то змінюється агрегована мережа першого рівня агрегації і вихідна мережа, але без повторного розв'язання задачі.

Після узгодженого планування виконується аналіз його результату в БПР. З побудованих планів вибирається найкращий за значенням функціонала, а також найкращий за критерієм мінімізації ризику неотримання розрахункового прибутку на основі оригінальної математичної версії модифікованого методу аналізу ієрархій Сааті (див. [179]). Якщо прибуток менше очікуваного мінімального, у БПР проводиться формування нового портфеля замовлень і зміна мережі або уточнення директивних строків.

У *блоці 4* будується і розв'язується БЗКП. При цьому виконується дезагрегація агрегованих робіт, тобто повернення до вхідної моделі мережі, з урахуванням змін, внесених при узгодженому плануванні, побудова БЗКП шляхом завдання на змінній

вихідній мережі директивних строків кінцевих робіт (ними стають моменти завершення виконання виробів в обраному узгодженому плані). Критерій оптимальності: максимізація моменту початку виконання виробів при умовах мінімізації сумарного випередження і відсутності запізнення відносно кінцевих директивних строків. Розв'язання БЗКП полягає у визначенні директивних строків кожної роботи і розв'язанні одноетапних задач календарного планування на елементах мережі за допомогою нових методів і побудованих на їх основі ПДС-алгоритмів, при цьому одержуємо моменти початку і завершення виконання всіх робіт мережі (поопераційний план). Для базового критерію оптимальності задача розв'язується методом, описаним у п. А.2, для синтетичного критерію – чотирма альтернативними методами, описаними в п. 2.6, з наступним вибором найкращого з отриманих поопераційних планів за значенням функціонала або (якщо значення функціонала однакове) за іншими характеристиками.

Якщо отриманий розв'язок БЗКП недопустимий (директивні строки, встановлені замовником, порушені), то для цього розкладу заново розраховується прибуток за вихідним функціоналом. Якщо новий розрахований прибуток не менше очікуваного мінімального, то необхідно перейти на БПР для погодження нових директивних строків із замовником. Якщо прибуток менше мінімального очікуваного, то у випадку планування за базовим критерієм оптимальності реалізуємо п. 9 БПР. Якщо критерій синтетичний, то безпосередньо в БПР змінюється портфель замовлень. Якщо в результаті реалізації п. 9 БПР новий прибуток менше мінімального очікуваного, то в БПР змінюється портфель замовлень.

У *блоці 5* реалізується модель оперативного планування (четвертий рівень ЧМ КОП) у випадку часткового невиконання плану. Для базового критерію оптимальності задача розв'язується методом, описаним у п. А.3 (використовуються ПДС-алгоритми розв'язання ВЗКО), для синтетичного критерію – універсальним методом, описаним у п. 2.7.2 (який в окремому випадку може використовуватися для базового критерію), при цьому задається новий критерій оптимальності для кожної групи виробів (мінімізуються штрафи за запізнення або за випередження/запізнення відносно встановлених директивних строків), групи виробів з одним критерієм поєднуються в одну підмережу, з вихідної мережі виключаються виконані роботи, а для невиконаних робіт будується новий поопераційний план. Повний поопераційний план отримується сполученням нового плану із планом для виконаних робіт. Отриманий розклад аналі-

зується в БПР і розклад ухвалюється або експертним шляхом змінюється множина робіт, призначених на виконання на кожному пристрої. Якщо прибуток, розрахований для нового поопераційного плану, менше мінімального очікуваного, то в БПР фахівцями новий поопераційний план корегується таким чином, щоб він міг бути виконаним у попередні строки. При цьому може змінюватися технологія (додаватися устаткування), збільшуватися потужність (продуктивність, кількість змін) і т.п.

2.2 Структура системи планування

2.2.1 Структурні елементи мережевої моделі

Сформулюємо базові елементи, на основі яких синтезується вхідна мережева модель, що задає поопераційну технологію виконання заданого портфеля замовлень.

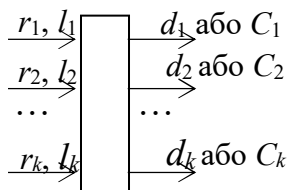
Елемент типу 1. Позначення:

$$\xrightarrow{r, l} \square \xrightarrow{d \text{ або } C}$$

Тут l – тривалість виконання роботи, r – момент часу її готовності до виконання на пристрої, C – момент завершення її виконання, d – директивний строк її завершення. У допустимому розкладі $C \leq d$. Символом \square на мережі позначається завершення виконання кінцевої роботи (що не має наступників).

Стрілка, що *входить* у кружок \bigcirc , позначає виконану роботу. Стрілка, що *виходить* із кружка – нова невиконана робота. \square – позначення пристрою (ресурсу), на якому виконується робота. Пристрої і роботи позначаються унікальним номером, причому цифра на початку номера роботи означає рівень входження (на першому рівні входження даній роботі не передують жодна інша робота). Значком \bigcirc позначені фіктивні роботи, що позначають завершення виконання виробу. Під виробом розуміється або фізично один виріб, або партія фізично однотипних виробів.

Елемент типу 2. Позначення:



Пристрій послідовно без переривань виконує k робіт. r_i – моменти готовності виконання робіт на пристрої, d_i – директивний строк виконання i -ї роботи на пристрої. У допустимому розкладі $C_i \leq d_i$.

Елемент типу 3. Позначення:

$$\left. \begin{array}{l} \xrightarrow{r_1, l_1} \left\{ \begin{array}{c} \boxed{1} \\ \dots \\ \boxed{m} \end{array} \right\} \begin{array}{c} \xrightarrow{\text{дабо } C_1} \\ \dots \\ \xrightarrow{\text{дабо } C_k} \end{array} \end{array} \right\} k$$

Тут m незалежних (ідентичних) паралельних пристроїв без переривань виконують k робіт, які повинні бути виконані до спільного директивного строку d . У допустимому розкладі $C_i \leq d, i = \overline{1, k}$. Моменти запуску пристроїв повинні бути однакові. Роботи, що слідують за елементом типу 3, можуть починатися тільки після завершення всіх робіт на даному елементі.

Елемент типу 4. Позначення:

$$\left. \begin{array}{l} \xrightarrow{r_1, l_1} \left\{ \begin{array}{c} \boxed{1} \\ \dots \\ \boxed{m} \end{array} \right\} \begin{array}{c} \xrightarrow{d_1 \text{ або } d_1^* \text{ або } C_1} \\ \dots \\ \xrightarrow{d_k \text{ або } d_k^* \text{ або } C_k} \end{array} \end{array} \right\} k$$

Тут m незалежних (ідентичних) паралельних пристроїв *рівної* продуктивності, що працюють без переривань, виконують k робіт, які повинні бути виконані до різних директивних строків d_i . $d_i^* = [d_i - \Delta_i, d_i]$, $\Delta_i > 0, i = \overline{1, k}$, визначає діапазон одержання допустимого розв'язку: $C_i \leq d_i$ або $C_i \in d_i^*$. Моменти запуску пристроїв можуть бути різними.

Елемент типу 5. Позначення:

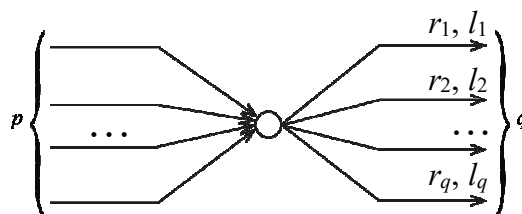
$$\left. \begin{array}{l} \xrightarrow{r_1, l_1} \left\{ \begin{array}{c} \boxed{\boxed{1}} \\ \dots \\ \boxed{\boxed{m}} \end{array} \right\} \begin{array}{c} \xrightarrow{d_1 \text{ або } d_1^* \text{ або } C_1} \\ \dots \\ \xrightarrow{d_k \text{ або } d_k^* \text{ або } C_k} \end{array} \end{array} \right\} k$$

Тут m незалежних паралельних пристроїв *різної* продуктивності, що працюють без переривань, виконують k робіт, які повинні бути виконані до різних директивних строків d_i . $d_i^* = [d_i - \Delta_i, d_i]$, $\Delta_i > 0, i = \overline{1, k}$, визначає діапазон одержання допустимого розв'язку: $C_i \leq d_i$ або $C_i \in d_i^*$. Моменти запуску пристроїв можуть бути різними.

У прикладі, що розглянутий у додатку Б, з метою спрощення елементи типу 5 задаються як m пропорційних (*proportional*) (у літературі також називаються однотипними – *uniform*), а не довільних (незв'язаних – *unrelated*) пристроїв. При цьому для елемента типу 5 задаються продуктивності пристроїв s_i ($i = \overline{1, m}$). Такий випадок

охоплює більшість практичних застосувань, однак це не є обмеженням для загальної методології планування.

Назвемо накопичувачем елемент наступного виду:



Елемент типу накопичувач відображає появу нової множини, що складається з q невиконаних робіт ($q \geq 1$) у результаті завершення виконання попередньої множини з p робіт ($p \geq 1$). Накопичувач описує відносини передування між роботами, але не є об'єднанням робіт якогось роду. Він може, зокрема, описувати складання однієї роботи з декількох інших і розв'язку однієї роботи на декілька інших. Елемент типу накопичувач завжди повинен стояти після елемента типу 3 відповідно до умов його роботи.

Для елементів типу накопичувач виконується наступне загальне правило: директивний строк робіт ліворуч від накопичувача дорівнює мінімальному з моментів запуску робіт праворуч від накопичувача, а найбільш ранній момент запуску робіт праворуч від накопичувача дорівнює максимальному з моментів завершення робіт ліворуч від накопичувача.

Мережева модель точно відображає реальний технологічний процес. При цьому номери робіт, що відповідають індексам i їх параметрів l_i , d_i , r_i і т.д., для кожного елемента свої та визначаються технологією виконання робіт.

2.2.2 Властивості технологічного процесу, заданого мережею

Предметом дослідження є наступний клас мережевих моделей:

1) мережа складається з комбінації елементів типу 1–5 і є орієнтованим ациклічним графом. Елементом типу 2–5 відповідають у мережі пристрої (множини пристроїв), які в процесі безперервної роботи в довільному порядку повинні виконати множину робіт без переривання. У довільний момент часу на одному пристрої може виконуватись тільки одна робота. Елементу типу 1 відповідає пристрій, що виконує тільки одну роботу;

2) сама мережа являє собою орієнтований граф із двома типами вершин. Вершина типу 1 представляється кружком \bigcirc , вершина типу 2 – квадратиком \square . Стрілка,

що *входить* у кружок \bigcirc , позначає виконану роботу. Стрілка, що *виходить* із кружка – нова невиконана робота, готова до виконання, за нею обов'язково слідує вершина типу 2, \square – позначення пристрою, на якому виконується безпосередньо передуюча йому робота. Вершині типу 2 може безпосередньо передувати тільки вершина типу 1;

3) усі орієнтовані стрілки спрямовані зліва направо;

4) усю мережу можна розбити на три частини:

а) кінцева частина мережі.

Кінцева частина може закінчуватися:

– елементами типу 1: $\bigcirc \rightarrow \square \vdash C_i$, де C_i – момент завершення виконання кінцевої роботи (що не має наступників);

– роботою, виконаною на елементі типу 2–5.

Нехай d_i – директивний строк i -ї роботи. У допустимому розкладі для робіт, безпосередньо пов'язаних з елементами типу 1–3, повинне виконуватися $C_i \leq d_i$, а для робіт, безпосередньо пов'язаних з елементами типу 4, 5 – $C_i \in d_i^*$.

Кінцева частина мережі являє собою довільну комбінацію елементів типу 1–5, у якій задовольняється наступна умова: d_i однозначно задають для елементів типу 1–3 директивні строки виконання робіт, а d_i^* однозначно задають для елементів типу 4, 5 діапазони одержання допустимого розв'язку. Роботи в довільному порядку виконуються на елементах типу 2–5, у кожного з них у кінцевій частині мережі немає елементів типу 2–5 (без урахування елементів типу 1), які безпосередньо слідують за ними.

Для деяких виробів кінцеві роботи можуть задаватися елементами типу 2–5 не обов'язково останнього ряду мережі. Останній ряд мережі може бути пов'язаним з передостаннім, а може бути зв'язаним і з будь-яким проміжним рядом мережі.

Кінцеві роботи можуть через елемент типу накопичувач зводитися в одну кінцеву роботу-складання;

б) проміжна частина мережі.

Це довільна мережева комбінація елементів типу 1–5, що задовольняє умові: найбільш пізні моменти готовності виконання робіт на елементах типу 2–5 однозначно задають директивні строки виконання робіт для безпосередньо передуючих (без урахування елементів типу 1) елементів типу 2–5. Безпосереднє передування означає, що між безпосередньо передуючим елементом типу 2–5 і даним елементом типу 2–5 існує орієнтований шлях, що містить тільки вершини, відповідні до елементів типу 1.

У проміжній частині мережі можуть знаходитись елементи типу 2–5, що безпосередньо передують більш ніж одному елементу типу 2–5.

Елементи типу 2–5 будь-якого ряду мережі можуть бути пов'язані з елементами типу 2–5 кожного з попередніх рядів мережі безпосередньо або через елементи типу 1;

в) початкова частина мережі.

Початкова частина мережі є довільною комбінацією елементів типу 1–5, що задовольняє наступним умовам:

– є всі початкові роботи – вершини мережі виду $\bigcirc \rightarrow \boxed{j}$, $j = \overline{1, p}$, де цифра 1 означає перший рівень входження (даній вершині не передують жодна інша робота);

– довільному елементу типу 1–5 безпосередньо передують тільки початкові роботи;

– розглянемо в мережі повну групу елементів типу 2–5. Моменти початку виконання робіт елементів цієї групи однозначно задають моменти початку виконання всіх початкових робіт цієї групи.

Приклад моделі мережі наведений на рис. 2.3.

Примітки:

1 Мережа точно відображає реальний технологічний процес.

2 Оскільки виконання робіт може бути розділене в часі, то в мережі одні й ті самі фізично існуючі пристрої можуть бути представлені різними вершинами типу 2 (див. п. 2).

3 Мережа повинна дозволяти визначити для кожного виробу технологію його виготовлення (шлях від кожної початкової роботи до кінцевої роботи).

4 Усі вихідні роботи елементів типу 3 відповідно до умови їх роботи повинні проходити на наступний ряд мережі через накопичувач.

Вимога роботи пристроїв без переривань для елементів типу 2–5 не завжди є жорсткою: якщо одні й ті самі пристрої повинні виконувати різні групи робіт, які (заздалегідь відомо) рознесені у часі, то в результуючій моделі мережевої БЗКП реально існуючі фізичні пристрої (групи пристроїв) замінюються працюючою без переривань віртуальною множиною пристроїв (груп пристроїв).

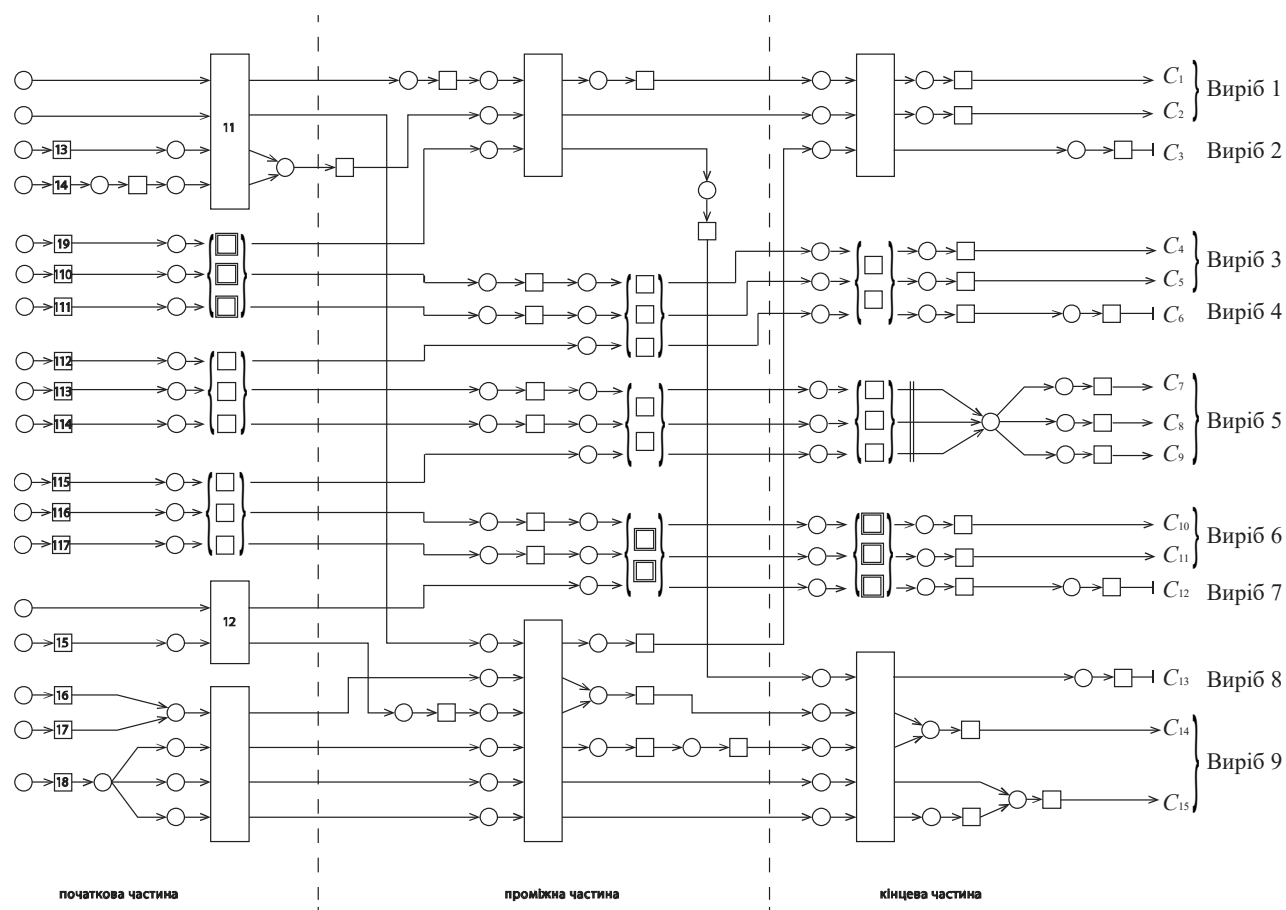


Рисунок 2.3 – Приклад моделі вхідної технологічної мережі

Це припущення дозволяє виключити в розглянутій мережі наступну конфігурацію: для кожного з елементів типу 2–5 не може бути ситуації, коли вихідна робота (роботи) з точністю до елемента типу 1 безпосередньо пов'язана з кінцевою роботою мережі, а інші роботи з точністю до елемента типу 1 безпосередньо пов'язані із вхідними роботами елементів типу 2–5. Тобто, фізично існуюче устаткування розбивається на віртуальні елементи, частина з яких перебуває в початковій і проміжній частинах мережі, а частина – у кінцевій.


Оскільки модель другого рівня формалізується з урахуванням розв'язку, отриманого на моделі першого рівня, а модель третього рівня – з урахуванням розв'язку, отриманого на моделі другого рівня, то формулювання моделі та її розв'язання поєднуються в єдиний блок.

Алгоритмічне забезпечення блоків 2–5 розглянемо докладно по пунктах. Усі ілюстраційні приклади за методологією розв'язання задачі планування наведено у додатку Б, п. Б.1.

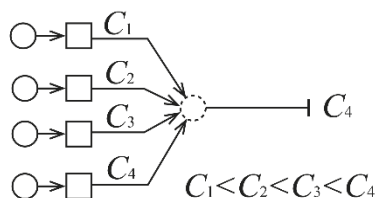
2.3 Модель календарного планування першого рівня

2.3.1 Постановка задачі. Формалізація критеріїв оптимальності

2.1 Постановка задачі: побудова технологічної мережі, що задає технологію виконання множини комплексів взаємозв'язаних робіт (виробів) J (завдання технології гарантує адекватність технологічної мережі реальному технологічному процесу). Завдання одного з 31 критеріїв оптимальності (п'яти базових і 26 синтетичних критеріїв, що є всіма можливими лінійними згортками базових, критерії наведені нижче), завдання мінімального очікуваного прибутку підприємства. По кожній роботі i задається питома тривалість виконання l_i для одного виробу, а моменти початку r_i і завершення C_i виконання роботи i будуть розраховані при розв'язанні задачі. По кожному виробу i задаються кількість N_i виробів у портфелі замовлень, вага ω_i , директивний строк d_i і діапазон одержання допустимого розв'язку Δ_i (для тих виробів, у технології виконання яких зустрічаються елементи типу 4 і 5), момент завершення виконання C_i виробу i буде розрахований при розв'язанні задачі. Для кожного ресурсу вказується тип елемента і число паралельних пристроїв, для елемента типу 5 задаються продуктивності пристроїв s_i (тривалість роботи l_i задається для пристрою з одиничною продуктивністю).

Оскільки наведені нижче функціонали однозначно задаються моментами завершення виконання виробів (серій виробів), то кінцевим роботам повинні відповідати моменти завершення виконання виробів, але у вихідній мережі виконанню виробів (серій виробів) може відповідати множина кінцевих робіт. У такому випадку всі кінцеві роботи поєднуються в одну фіктивну роботу, для якої призначається директивний строк, відповідний до директивного строку виконання виробу. Тривалість виконання фіктивної роботи дорівнює нулю. На рис. Б.1 наведений приклад вхідної мережі першого рівня, у якій кінцеві роботи об'єднані у фіктивні роботи, показані вершинами .

Примітка. Технологічний процес виконання виробу однозначно повинен дозволяти визначити кінцеву роботу, яка гарантовано виконується пізніше інших. Усі кінцеві роботи, що входять у фіктивну роботу, крім самої пізньої, виключаються з розгляду при плануванні, тому що свідомо виконуються до директивного строку, наприклад:



Задача першого рівня задається мережею, у якій кінцеві роботи об'єднані у фіктивні роботи (див. рис. Б.1).

При плануванні за *базовим критерієм* оптимальності мережа має властивості, описані вище в підрозділі 2.2, з наступним обмеженням: усередині мережі можуть перебувати декілька віртуальних пристроїв, що відповідають одному і тому ж фізичному пристрою (що позначається однаковим номером елементів), тільки якщо вони рознесені у часі технологією (щоб виключити можливість виконання різних робіт у один і той же інтервал часу на одному і тому ж фізичному пристрої). Для цього, наприклад, можна використовувати накопичувач між елементами, що відповідають одному і тому ж фізичному пристрою, для поділу множин робіт, що виконуються на них.

При дотриманні цього обмеження є можливість для БЗКП викласти ефективні методи розв'язання, наведені у додатку А в п. А.2 і А.3, засновані на одержанні розв'язку безпосередньо від кінцевих робіт до початкових, з використанням математично строгих розв'язків одноетапних задач календарного планування, тоді як для довільної віртуальної мережі задача розв'язується за допомогою евристичних методів, з меншою гарантією оптимальності властивостей розв'язку (див. п.2.6, 2.7.2).

При плануванні за *синтетичним критерієм* оптимальності вироби розбиваються на $N \in [1, 5]$ окремих груп по числу базових складових синтетичного критерію, жодний виріб не може входити у дві різні групи. Топологія, пов'язана з технологією, задається у вигляді N окремих підмереж, що відповідають N окремим групам виробів, кожній підмережі відповідає свій базовий критерій, властивості кожної підмережі відповідають описаним у підрозділі 2.2. При цьому підмережі не можуть мати відносин передування між собою, але можуть бути зв'язані спільним устаткуванням, що не дозволяє планувати виконання робіт у підмережах незалежно один від одного. Крім того, спільне устаткування (віртуальні пристрої, що відповідають одному і тому ж фізичному пристрою) може бути також усередині кожної підмережі. Наведена нижче методологія планування для синтетичного критерію дозволяє

здійснити розведення робіт, що виконуються на спільному устаткуванні, і тому може застосовуватися на ациклічній мережі довільного виду.

Базові критерії оптимальності наступні [112, 179].

Критерій 1 Максимізація сумарного прибутку системи планування у випадку відсутності директивних строків [112, 179].

У забезпеченні прибутковості системи планування важливе значення грає фактор часу. У виграші буде той, хто забезпечує максимально швидке виконання замовлень і скорочення часу виходу на ринок нових товарів. При відсутності директивних строків прибуток від реалізації i -го виробу (i -ї серії виробів) є функцією часу та дорівнює $P_i(t) = \omega_i(T) \cdot (T - C_i)$, де $\omega_i(T)$ – ваговий коефіцієнт i -го виробу (i -ї серії виробів), визначений експертним шляхом; T – плановий період; $C_i \leq T$ – момент завершення виконання i -го виробу (i -ї серії виробів), відповідний до моменту завершення виконання його кінцевої вершини. Критерій максимізації сумарного прибутку системи планування в цьому випадку визначається виразом [112, 179]

$$\begin{aligned} F_1 &= \sum_{i=1}^n P_i(t) = \sum_{i=1}^n \omega_i(T) \cdot (T - C_i) + P - 3 = \\ &= T \cdot \sum_{i=1}^n \omega_i(T) - \sum_{i=1}^n \omega_i(T) \cdot C_i + P - 3 \rightarrow \max, \end{aligned}$$

де P – гарантований мінімальний дохід від продажу (виконання) усіх n виробів (серій виробів); 3 – усі витрати. Функція, що максимізується, має вигляд [112, 179]

$$\max \left\{ \sum_{i=1}^n \omega_i(T) \cdot (T - C_i) \right\} + P - 3.$$

Таким чином, *критерій 1* має вигляд [112, 179]

$$\min \sum_{i=1}^n \omega_i(T) \cdot C_i. \quad (2.1)$$

Критерій (2.1) еквівалентний критерію мінімізації сумарного зваженого моменту завершення виконання виробів (МЗМ) при відношенні порядку, заданому орієнтованим ациклічним графом, побудованим на критичних шляхах виробів [112, 179].

Критерій 2 Максимізація сумарного прибутку системи планування за умови: для всіх виробів $i \in I$ введені директивні строки d_i , які не можуть бути порушені (планування «точно в строк») [112, 179]:

$$\max \left\{ \sum_{i=1}^n \omega_i U_i \right\} - 3, \text{ де } U_i = \begin{cases} 1, C_i = d_i \\ 0, C_i \neq d_i \end{cases}$$

де ω_i – прибуток від виконання i -го виробу, якщо він виконаний точно в строк; 3 – усі витрати. Таким чином, *критерій 2* має вигляд [112, 179]:

$$\max \left\{ \sum_{i=1}^n \omega_i U_i \right\}. \quad (2.2)$$

Критерій 3 Максимізація сумарного прибутку системи планування за умови: для всіх виробів $i \in I$ уведені директивні строки d_i , необхідно мінімізувати сумарне зважене запізнення виконання виробів відносно директивних строків [112, 179]:

$$\max \left\{ P - \sum_{i=1}^n \omega_i \max(0, C_i - d_i) \right\} - \zeta,$$

де P – гарантований мінімальний дохід від продажу (виконання) усіх n виробів, якщо всі вони виконані без запізнення; 3 – усі витрати, ω_i – штраф за запізнення завершення виконання i -го виробу відносно директивного строку на одиницю часу. Таким чином, *критерій 3* має вигляд [112, 179]

$$\min \left\{ \sum_{i=1}^n \omega_i \max(0, C_i - d_i) \right\}. \quad (2.3)$$

Величина $\omega_i \max(0, C_i - d_i)$ – це зменшення доходу P у випадку виконання виробу i із запізненням $C_i - d_i$. Рішення по виконанню або відмові від виконання таких виробів ухвалюється в БПР [112, 179].

Критерій 4 Для всіх виробів $i \in I$ введені директивні строки d_i . Для кожного виробу зазначена величина ω_i – абсолютний прибуток від виконання виробу, що не залежить від моменту завершення виконання виробу в тому випадку, якщо виріб виконується без запізнення відносно директивного строку, інакше прибуток системи

планування по цьому виробу дорівнює нулю. Задача – максимізувати сумарний прибуток системи планування [112, 179]:

$$\max \left\{ \sum_{i=1}^n \omega_i U_i \right\} - 3, \text{ де } U_i = \begin{cases} 1, C_i \leq d_i \\ 0, C_i > d_i \end{cases}$$

де ω_i – прибуток від виконання i -го виробу, якщо він виконаний без запізнення відносно директивного строку; 3 – ризик зменшення прибутку через зрив виконання виробу в строк. Таким чином, *критерій 4* має вигляд [112, 179]

$$\max \left\{ \sum_{i=1}^n \omega_i U_i \right\}. \quad (2.4)$$

Критерій 5 Для всіх виробів задані директивні строки d_i . Необхідно мінімізувати сумарний штраф системи планування як за випередження, так і за запізнення відносно директивних строків [112, 179]:

$$\max \left\{ P - \sum_{i=1}^n \omega_i |C_i - d_i| \right\} - \zeta,$$

де P – гарантований мінімальний дохід від продажу (виконання) усіх n виробів (виробів), якщо всі вони виконані без випередження і запізнення; 3 – усі витрати; ω_i – штраф за відхилення моменту завершення виконання i -го виробу від директивного строку на одиницю часу. Таким чином, *критерій 5* має вигляд [112, 179]

$$\min \sum_{i=1}^n \omega_i |C_i - d_i|. \quad (2.5)$$

Величина $\omega_i |C_i - d_i|$ – це зменшення доходу P у випадку виконання виробу i із запізненням $C_i - d_i$. Рішення по виконанню або відмові від виконання цих виробів ухвалюється в БПР [112, 179].

Синтетичні критерії оптимальності (лінійна згортка всіх можливих комбінацій п'яти базових критеріїв) приведені у додатку А (п. А.1). Для синтетичного критерію витрати 3 визначаються експертом, оскільки вироби по різних базових критеріях виконуються на спільному встаткуванні.

На етапі планування директивні строки можуть бути порушені (коефіцієнти ω_i у базових критеріях 3, 5 визначають зменшення розрахункового прибутку, а в базових критеріях 2, 4 – штрафи за невиконання директивних строків).

Побудована топологія повинна однозначно визначати (для побудови критичних шляхів виробів), до якого виробу відноситься та чи інша робота з множини виконаних робіт кожного накопичувача. Тому, якщо роботи ліворуч від накопичувача належать різним виробам, необхідно задати однозначну відповідність. Для інших робіт їх приналежність конкретному виробу очевидним чином визначається за вихідною топологією. Якщо на накопичувачі починається виконання виробу (серед множини невиконаних робіт є початкові роботи виробу), то максимальний з моментів завершення виконання виконаних на елементі робіт потрібно враховувати як інший (відмінний від нуля) початок планового періоду для цього виробу.

Примітка. При різних строках початку планового періоду для різних виробів або при наявності на початку планового періоду робіт (що відносяться до попереднього періоду планування), які виконуються на елементах, слід використовувати на першому, другому і третьому рівнях планування модифікований метод, описаний у п. 2.7.2 для випадку, коли на момент корегування поопераційного плану є роботи, що виконуються.

Розглянемо процедуру розв'язання задачі за базовим критерієм (кількість підмереж $N = 1$), а потім окремо опишемо планування за синтетичним критерієм ($N \in [2, 5]$).

2.3.2 Побудова моделі планування першого рівня

2.3.2.1 Агрегація технологічної мережі виконання портфеля замовлень у моделі одного пристрою з обмеженнями, заданими орієнтованим ациклічним графом

2.2 Перший рівень агрегації – побудова агрегованого вигляду вхідної мережі за допомогою агрегації робіт і ресурсів.

2.2.1 Агрегованою роботою називається [179] сукупність робіт, виконуваних по одному виробу в рамках одного заходу в агрегований ресурс (агреговані ресурси на схемі відображаються елементами типу 1 і 2). Побудова агрегованих робіт і ресу-

рсів здійснюється таким чином. Усі елементи типу 3–5 стають агрегованими елементами типу 2. Якщо деякий ланцюжок робіт одного виробу виконується послідовно на елементі з одним і тим же номером, то він поєднується в одну агреговану роботу. Якщо при цьому на елементі типу 2 залишається одна робота, то цей елемент перетворюється в елемент типу 1. Тривалість виконання агрегованої роботи визначається: по елементах типу 2 – сумою тривалостей робіт у його складі [179]; по елементах типу 3, 4 – сумою тривалостей робіт у його складі, розділеною на кількість пристроїв у складі елемента; по елементу типу 5 – сумою наведених тривалостей робіту його складі. Наведена тривалість кожної роботи визначається за формулою [22, с. 104]:

$$l = 1 / \sum_{i=1}^m (1/l_i), \quad (2.6)$$

де l_i – тривалість роботи на пристрої i . Тривалість роботи j на пристрої i елемента типу 5 задається довільно або дорівнює l_j / s_i , де s_i – продуктивність пристрою i (тривалість роботи l_j задається для пристрою з одиничною продуктивністю).

Примітки:

1 У випадках, коли тривалості поєднуваних робіт суттєво відрізняються один від одного, може знадобитися ввести наступне обмеження: тривалість агрегованої роботи повинна бути не менше, ніж максимальна із тривалостей поєднуваних робіт.

2 У результаті агрегації деякі кінцеві роботи виробів можуть бути об'єднані в одну кінцеву роботу. Не можна поєднувати роботи, що виходять із накопичувача, з роботами, що не виходять із нього, оскільки це може привести до появи зв'язків, що раніше були відсутні у технології.

2.2.2 Так як паралельні пристрої (елементи типу 3–5) агрегуються в один пристрій (елементи типу 1–2), змінюється тривалість робіт, що залишилися на елементах і не об'єднаних з іншими роботами. Тривалість цих робіт розраховується за тими ж правилами: по елементах типу 1 і 2 не змінюється; по елементах типу 3 і 4 ділиться на кількість пристроїв у складі елемента; по елементу типу 5 розраховується за формулою (2.6).

У результаті агрегована мережа першого рівня агрегації може містити як агреговані роботи, так і неагреговані (з початковою або зміненою тривалістю), якщо вони не увійшли до складу агрегованих робіт.

Приклад агрегованої мережі наведений на рис. Б.2.

2.3 Пошук критичних шляхів виробів (процедура є модифікацією відповідної процедури для ТМП [179]). Незважаючи на те, що задача в агрегованому вигляді має меншу розмірність, вона залишається важкорозв'язуваною. Тому для подальшого спрощення моделі вводяться наступні обмеження:

- для кожного виробу тривалість виконання визначається за його критичним шляхом;
- якщо різні вироби мають спільні агреговані роботи, то вони мають знаходитись на їхніх критичних шляхах і виконуватись одним елементом.

Таким чином, потрібно для кожного виробу визначити його критичний шлях, тобто маршрут максимальної тривалості по агрегованим роботам від початку виготовлення виробу до його повного виконання.

Алгоритм пошуку критичних шляхів заснований на відомих раніше результатах [90, 131, 179] та є їх модифікацією, що враховує розроблену модель мережевого представлення технологічних процесів у ЧМ КОП.

Виконання алгоритму пошуку критичних шляхів потребує, щоб мережа була ациклічною. Також потрібно створити дві проміжні структури типу «стек» (список типу «останній увійшов – перший вийшов»), вони наведені в табл. 2.1 і 2.2.

Таблиця 2.1 –Список (типу «стек») робіт критичного шляху

Найменування поля	Позначення
Номер роботи-наступника за критичним шляхом	N_Z
Тривалість максимального шляху до виробу	L_{\max}

Таблиця 2.2 –Стек для рекурсивного перегляду зв'язків надграфа

Найменування поля	Позначення
Номер роботи-попередника	N_P
Номер роботи-наступника	N_Z

Опис алгоритму пошуку критичного шляху по одному виробу (за методом зворотного проходу) (є модифікацією алгоритму з [90, 179]):

1 Занести в список кінцеву (фіктивну) вершину виробу з $N_Z = 0$ і $L_{\max} = 0$, записати в стек її попередників – кінцеві роботи виробу.

2 Обробка вершини стека: якщо N_P відсутня у списку, то записати її в список з N_Z зі стека і тривалістю $L_{\max} = L_{\max}(N_Z) + L(N_P)$, де $L(j)$ – тривалість j -ї агрегованої роботи.

Інакше, якщо $L_{\max}(N_Z) + L(N_P) > L_{\max}(N_P)$, то замінити N_Z у списку на номер розглянутої роботи, L_{\max} – на $L_{\max}(N_Z) + L(N_P)$; переглянути список (шлях від нульової фіктивної роботи до фіктивної вершини виробу), тобто знайти N_P серед наступників: якщо N_P лежить на цьому шляху (повторне влучення на ту ж роботу), то пройти шлях ще раз, збільшивши на цьому шляху тривалість L_{\max} на величину $\Delta = L_{\max}(N_Z) + L(N_P) - L_{\max}(N_P)$, інакше занести попередників роботи N_P у стек для повторного перебору.

3 Вилучити вершину стека. Якщо N_P занесли в перший раз, то занести в стек усіх її попередників.

4 Якщо стек порожній, то перехід на крок 5, інакше на крок 2.

5 Критичний шлях знайдений – це послідовність агрегованих робіт у списку, починаючи з нульового запису.

У прикладі агрегованої мережі першого рівня агрегації (див. рис. Б.2) критичні шляхи виділені жирними лініями.

2.4 Побудова мережі другого рівня агрегації. Ця процедура також є модифікацією та адаптацією відповідної процедури з ТМП для побудови мережі критичних шляхів виробів зі спільними вершинами – спільними агрегованими роботами, що належать різним виробам однієї групи [112, 113, 114, 117, 179]. Така мережа має меншу розмірність, тому що містить тільки агреговані роботи на критичних шляхах виробів, а деякі агреговані роботи також об'єднані в спільні вершини.

2.4.1 Пошук вершин, що є спільними на різних критичних шляхах виробів (модифікація процедур ТМП зі [179]. Агреговані роботи з різних критичних шляхів, які виконуються в рамках одного заходу в ресурс, поєднуються в спільні вершини, якщо таке об'єднання, обумовлене технологією виготовлення виробів, дозволяє скоротити тривалість проходження виробів у системі або іншим способом покращити виробництво – наприклад, зменшити час переналагоджень устаткування, підвищити загальне енергозбереження або зменшити вартість робіт. Тривалість виконання спільної вершини визначається сумою тривалостей агрегованих робіт в її складі [179].

Евристичні правила побудови спільних вершин [113, 114, 179] ґрунтуються на тому, що одним з основних критеріїв планування є максимальне наближення тривалості проходження кожного виробу в системі до тривалості його критичного шляху, і на загальній властивості досліджуваних функціоналів: для реалізації евристичної

стратегії досягнення оптимального значення функціонала в першу чергу призначати на виконання виріб, що має вищий пріоритет¹⁾ (див. пункт методології 2.5). Із цією метою, для кожного із критеріїв оптимальності будується апроксимуюча задача МЗМ, у результаті розв'язання якої формується пріоритетно-упорядкована послідовність агрегованих робіт, що визначає черговість виконання виробів. Отже, доцільно поєднувати в спільні вершини агреговані роботи, що належать виробам із близькими за значеннями пріоритетами. Однак у випадку істотних тривалостей переналагоджень у спільні вершини можуть бути об'єднані агреговані роботи, що мають різні пріоритети, тому що внаслідок скорочення переналагоджень, які із початку включені в тривалість виконання робіт, при їх об'єднанні скорочуються критичні шляхи виробів, що об'єднуються.

Загальною вимогою для всіх розглянутих функціоналів є також порівнянність моментів початку виконання агрегованих робіт, що поєднуються, тому що в іншому разі збільшується час очікування агрегованих робіт, що слідують за спільними вершинами, і, як наслідок, збільшується тривалість проходження поєднаних виробів у системі.

Поєднувані в спільні вершини агреговані роботи повинні відповідати наступним вимогам.

1) якщо тривалість переналагодження в ресурсі не перевищує максимальну із тривалостей виконання поєднаних агрегованих робіт (у цьому випадку тривалість переналагодження несуттєво впливає на пріоритет спільної вершини), то пріоритети виробів, яким належать поєднувані агреговані роботи, повинні збігатися або різнитися на незначну величину $\Delta_{\text{СВ}}$ («дельта спільних вершин»). Останньою задається діапазон значень пріоритетів виробів, агреговані роботи яких поєднуються в спільні вершини. Чисельні дослідження показали, що найбільш ефективною є оцінка $\Delta_{\text{СВ}}$ порядку 8–10 % від меншого пріоритету. При узгодженому плануванні такому значенню $\Delta_{\text{СВ}}$ відповідає мінімальна корекція складу спільних вершин. Чим більше $\Delta_{\text{СВ}}$, тим більше робіт входить до складу спільної вершини і тем менше переналагоджень. Однак, чим більше $\Delta_{\text{СВ}}$, тем імовірніше включення до складу спільної вершини агрегованої

¹⁾ Пріоритет виробу визначається відношенням його ваги до тривалості його критичного шляху.

роботи, що належить виробу з низьким пріоритетом, що обумовить зниження пріоритету спільної вершини та, як наслідок, затримає її виконання;

2) моменти початку виконання поєднаних агрегованих робіт, визначені за критичним шляхом виробу як тривалості шляхів від початку виконання виробу (з урахуванням строку початку планового періоду для цього виробу) до поєднаних робіт, повинні збігатися або різнитися не більш, ніж на величину Δ_{CB} , визначену на основі експериментальних досліджень (Δ_{CB} виражається в одиницях часу і визначається тривалістю переналагодження для виробничих завдань, або якщо при цьому об'єднанні зменшується вартість виконання виробів або тривалості їх проходження). Чим менше Δ_{CB} , тим більше виконується переналагоджень у ресурсах. Чим більше Δ_{CB} , тим, з одного боку, більше число агрегованих робіт увійде до складу спільної вершини і тим менше кількість переналагоджень, що скорочує тривалість проходження виробів у системі. З іншого боку, чим більше Δ_{CB} , тим імовірніше збільшення тривалості проходження виробів у системі за рахунок очікування готовності до виконання поєднаних агрегованих робіт;

3) директивні строки поєднаних агрегованих робіт (визначені як директивний строк виробу мінус тривалості виконання робіт, що слідує за призначуваною роботою по критичного шляху до кінцевої вершини) рівні або різняться на величину $\Delta_{CB} \approx 5-7\%$ від меншого директивного строку, визначену на основі експериментальних досліджень. Чим менше Δ_{CB} , тим більше кількість переналагоджень і, як наслідок, збільшується тривалість проходження виробів у системі. Чим більше Δ_{CB} , тим менше кількість переналагоджень, але тим імовірніше збільшення часу очікування готовності поєднаних агрегованих робіт до виконання та, як наслідок, збільшення тривалості проходження виробів у системі, що неприпустимо при виконанні виробів точно в строк;

4) якщо тривалість налагодження суттєво перевищує максимальну із тривалостей виконання поєднаних агрегованих робіт, то в спільні вершини можуть бути об'єднані агреговані роботи, що мають різні пріоритети, тому що при об'єднанні зменшується тривалість критичних шляхів виробів, яким належать агреговані роботи, що поєднуються, за рахунок скорочення переналагоджень, які з початку включе-

ні в тривалість виконання робіт. Однак пріоритет спільної вершини¹⁾ повинен відрізнятися від максимального пріоритету агрегованих робіт, що входять до її складу, не більш, ніж на величину $\Delta_{CB} \approx 8-10\%$ від максимального пріоритету, визначену експериментальними дослідженнями.

Величина Δ_{CB} (діапазон пріоритетів або проміжок часу) і правило об'єднання спільних вершин задаються експертом у БПР. Для функціоналів без директивних строків застосовується вимога 2 і, залежно від тривалості переналагодження, вимога 1 або 4 (якщо тривалість переналагодження в ресурсі перевищує максимальну із тривалостей поєднуваних робіт, то використовується вимога 4, інакше вимога 1). Для робіт із директивними строками застосовуються вимоги 2 і 3 і, залежно від тривалості переналагодження, вимога 1 або 4. У випадку синтетичних функціоналів, що включають кілька критеріїв оптимальності, для кожного критерію застосовуються відповідні вимоги 1–4.

Для визначення множини агрегованих робіт, поєднуваних у спільну вершину, використовується алгоритм [113, 114], що дозволяє врахувати скорочення тривалостей критичних шляхів виробів, яким належать агреговані роботи, що поєднуються (і, як наслідок, підвищення пріоритетів поєднуваних виробів).

Алгоритм заснований на такій евристиці. Вироби, об'єднані спільною вершиною, у пріоритетно-упорядкованій послідовності, отриманої в результаті розв'язання задачі МЗМ, повинні виконуватися безпосередньо один за одним, тому що в іншому разі при розподілі цієї послідовності при узгодженому плануванні тривалості проходження виробів у системі значно зростають.

1 Упорядковуємо критичні шляхи виробів множини J за незростанням значень їх пріоритетів (послідовність $\sigma^{\text{уп}}$).

2 На критичному шляху виробу з максимальним пріоритетом J_p вибираємо агреговані роботи, що виконуються в ресурсах та вимагають значного часу для переналагоджень при переході від одного виду робіт до іншого. Упорядковуємо ці роботи за зростання моментів початку їх виконання, визначених тривалістю шляху від

¹⁾ Під пріоритетом агрегованої роботи розуміється пріоритет виробу, якому вона належить. Пріоритет спільної вершини визначається відношенням суми ваг виробів, яким належать агреговані роботи, що об'єднуються, до суми тривалостей їх критичних шляхів.

початку критичного шляху (з урахуванням строку початку планового періоду для виробу) до зазначеної вершини (послідовність σ^1).

3 З послідовності σ^1 вибираємо саму ранню за моментом початку виконання агреговану роботу $j_r \in J_p$, що потребує виконання в ресурсі i_s .

4 Послідовно переглядаємо критичні шляхи виробів, що слідують у послідовності σ^{up} за виробом J_p , і шукаємо агреговані роботи, що потребують виконання в ресурсі i_s .

5 Для кожного виробу, на критичному шляху якого є агрегована робота, що потребує виконання в ресурсі i_s , перевіряємо умову, що дозволяє визначити можливість об'єднання з агрегованою роботою $j_r \in J_p$ у спільну агреговану роботу. Нехай на критичному шляху виробу J_t знаходиться агрегована робота j_u , виконувана в ресурсі i_s . Перевіряємо наступні умови:

$$a) \quad \omega_{J_t} \sum_{q=p+1}^{t-1} L_{J_q} + l_{i_s}^H \sum_{q=t+1}^n \omega_{J_q} > (L_{J_t} - l_{i_s}^H) \sum_{q=p+1}^{t-1} \omega_{J_q}, \quad (2.7)$$

де ω_{J_q} – вага виробу J_q ; L_{J_q} – тривалість його критичного шляху; $l_{i_s}^H$ – тривалість налагодження в ресурсі i_s .

У лівій частині нерівності (2.7) відображене зменшення значення функціонала МЗМ у випадку вбудовування виробу J_t (агрегованих робіт, що належать його критичному шляху) після виробу J_p у послідовності σ^{up} і в результаті зменшення числа переналагоджень, а в правій частині – збільшення значення функціонала в результаті зсуву виробів на інтервалі $\overline{p+1, t-1}$ на більш пізні позиції;

$$б) \quad \frac{\omega_{J_p}}{L_{J_p}} - \frac{\omega_{J_p} + \omega_{J_t}}{L_{J_p} + L_{J_t} - l_{i_s}^H} \leq \Delta_{IA}, \quad (2.8)$$

де $\Delta_{CB} \approx 8-10\%$ від максимального пріоритету (вимоги 1, 4).

Відповідно до (2.8) пріоритет спільної вершини не повинен бути менше пріоритету виробу J_p більш, ніж на величину Δ_{CB} . Якщо не виконується об'єднання, то тривалість агрегованої роботи включає час переналагодження $l_{i_s}^H$.

Умови (2.7) і (2.8) послідовно перевіряються для всіх критичних шляхів виробів послідовності σ^{up} , на яких знаходяться агреговані роботи, що потребують вико-

нання в ресурсі i_s , і визначається можливість об'єднання з агрегованою роботою $j_r \in J_p$.

6 З послідовності σ^1 вибираємо наступну за початком виконання агреговану роботу j_v і, виконуючи кроки 2–5, визначаємо можливість об'єднання її з агрегованими роботами виробів, що сліднують за виробом J_p .

7 Переходимо до чергового виробу J_p послідовності σ^{up} , на критичному шляху якого знаходяться агреговані роботи, виконувані в ресурсах, що потребують істотно-го часу для переналагоджень; переходимо на крок 2 для визначення можливості об'єднання з агрегованими роботами виробів, що сліднують за ним у послідовності σ^{up} . Якщо переглянута вся послідовність σ^{up} , кінець.

При виконанні умов (2.7) і (2.8) визначаються множини агрегованих робіт, що є претендентами для об'єднання в спільні вершини, а для побудови спільних агрегованих робіт необхідне виконання додаткових умов.

На підставі зазначених вище вимог розроблені правила побудови спільних вершин, які є модифікацією відповідних правил для ТМП [179]. Залежно від тривалості переналагодження їх можна розділити на дві групи (для невиробничих систем під переналагодженням розуміється виконання необхідних підготовчих робіт):

1) тривалість переналагодження більше максимальної із тривалостей виконання поєднуваних агрегованих робіт (правила 1 і 2);

2) тривалість переналагодження не перевищує максимальну із тривалостей виконання поєднуваних агрегованих робіт (правила 3 і 4).

У свою чергу, у кожній групі розглядаються правила об'єднання агрегованих робіт, що належать виробам без директивних строків, і правила для виробів з директивними строками.

Правило 1. У випадку відсутності директивних строків виробів агреговані роботи поєднуються при виконанні умов (2.7) і (2.8), а також якщо різниця тривалостей шляхів від початку критичних шляхів виробів, яким належать розглянуті агреговані роботи (з урахуванням строку початку планового періоду для цих виробів), до цих робіт не перевищує тривалості переналагодження в ресурсі (вимога 4). Якщо критичні шляхи деяких виробів мають кілька спільних вершин, відповідних до вимоги 2, то об'єднання агрегованих робіт виконується при виконанні умов (2.7) і (2.8), а також якщо різниця тривалостей шляхів від початку критичних шляхів výro-

бів, яким належать агреговані роботи, що поєднуються, з мінімальним моментом початку виконання (з урахуванням строку початку планового періоду для цих виробів), до цих робіт не перевищує сумарного часу переналагоджень для поєднуваних вершин на цьому інтервалі.

Правило 2. У випадку наявності директивних строків агреговані роботи поєднуються в спільні вершини при виконанні умов (2.7) і (2.8). Об'єднання агрегованих робіт здійснюється, якщо їхні директивні строки¹⁾ рівні або відрізняються не більш, ніж на величину $\Delta_{\text{СВ}}$ (вимога 3).

Правило 3. Агреговані роботи поєднуються в спільні вершини, якщо виконується умова (2.8). Об'єднання здійснюється, якщо різниця тривалостей шляхів від початку виконання виробу (з урахуванням строку початку планового періоду для цього виробу) до цих агрегованих робіт не більше, ніж час переналагодження (для виробничих завдань), або якщо при цьому зменшується вартість виконання виробів або тривалості їх проходження (вимога 2). Якщо критичні шляхи деяких виробів мають декілька спільних вершин, то об'єднання агрегованих робіт виконується, якщо різниця тривалостей шляхів від початку критичних шляхів виробів, яким належать агреговані роботи, що поєднуються, з мінімальним моментом початку виконання (з урахуванням строку початку планового періоду для цих виробів), до цих агрегованих робіт не перевищує сумарного часу переналагоджень для поєднуваних вершин на цьому інтервалі.

Правило 4. У спільні вершини поєднуються агреговані роботи, для яких виконується умова (2.8). Об'єднання агрегованих робіт здійснюється, якщо їхні директивні строки рівні або відрізняються не більш, ніж на величину $\Delta_{\text{СВ}}$ (вимога 3).

Правила 1 і 3 застосовуються для побудови спільних вершин у задачах з функціоналами, заснованими на моментах завершення виконання виробів (базовий критерій 1), а правила 2 і 4 – у задачах з функціоналами, заснованими на директивних строках виконання виробів (базові критерії 2–5).

Примітка. У спільні вершини не можна поєднувати кінцеві роботи виробів (навантажені вагою), а також роботи, що належать множині q невиконаних робіт нако-

¹⁾ Директивний строк агрегованої роботи визначається як директивний строк виробу мінус тривалості виконання наступних агрегованих робіт на критичному шляху до кінцевої вершини.


пичувача при $q > 1$, крім тих робіт, об'єднання яких не приводить до появи зв'язків, яких раніше в технології не було (тобто не з'являється, наприклад, передування новій спільній вершині роботи, яка раніше не передувала жодній з поєднаних вершин).

Приклад до цього правила наведений у додатку Б. Евристичним шляхом отримано формальне правило: не можна поєднувати роботи, що виходять із накопичувача, при $q > 1$, з роботами, що не виходять із нього же.

У випадку, якщо в підмережі є спільне устаткування (два або більше віртуальних пристроїв з одним номером, тобто відповідних одному і тому же фізичному пристрою), можна розглянути можливість об'єднання в спільні вершини агрегованих робіт на всіх віртуальних пристроях з одним номером, якщо вони задовольняють умовам об'єднання, тобто якщо їх об'єднання вигідне. Якщо таке об'єднання виконується, то слід змінити агреговану і вхідну мережу відповідно до нових зв'язків між роботами. Приклад до цього правила див. додаток Б.

2.4.2 Побудова мережі критичних шляхів виробів зі спільними вершинами: критичні шляхи поєднуються в один граф на основі спільних вершин. При цьому, видаляються роботи, що не належать критичним шляхам виробів, однак залишаються їхні зв'язки з роботами, що залишилися, щоб не порушилися відносини передування, що з початку були в мережі. Приклад наведено у додатку Б.

Оскільки не всі кінцеві роботи виробів належать їхнім критичним шляхам, то деякі з них можуть бути вилучені зі списку кінцевих робіт виробів при побудові мережі критичних шляхів.

Приклад графа критичних шляхів зі спільними вершинами наведений на рис. Б.6. Спільні вершини відображені символом .

2.3.2.2 Побудова задач МЗМ для відповідних базових складових синтетичного критерію оптимальності

2.5 Побудова і розв'язання оптимізаційних задач за критерієм мінімізації сумарного зваженого моменту завершення виконання агрегованих робіт (МЗМ) на мережі другого рівня агрегації (див. п. 2.4).

2.5.1 Для кожної базової складової синтетичного критерію, що входить у заданий функціонал, крім базового критерію 1, будується і розв'язується апроксимуюча задача МЗМ. Критерій 1 є точною задачею МЗМ, тому для базового критерію 1

розв'язується задача МЗМ без зміни параметрів. Задача розв'язується за допомогою алгоритму, описаного в [179].

Розглянемо побудову апроксимуючих задач МЗМ для базових критеріїв 2–5 (розглядалось у [183] та було модифіковано на основі формалізації МПТП, приводиться за [112]).

Побудова апроксимуючої задачі МЗМ для *критерію 2* здійснюється шляхом заміни функціонала $\max \sum_{i=1}^n \omega_i U_i$ на $\min \sum_{i=1}^n \omega_i C_i$, де C_i – момент завершення виконання i -го виробу, ω_i – прибуток від виконання i -го виробу, якщо він виконаний точно в строк. Приведемо обґрунтування можливості такого зведення [112].

1) розглянемо окремий випадок, коли вироби є незалежними. Відповідно до [22] (твердження 3.10), першим виконується виріб, у якого відношення прибутку (відповідно до критерію 2) до тривалості є максимальним, тобто максимальним є питомий прибуток на одиницю часу виробничого циклу. Отже, у задачі за критерієм 2 логічно першим реалізувати виконання виробу з максимальним питомих прибутком на одиницю виробничого циклу ω_1/l_1 (максимально ефективного використання часу виробничого циклу), потім виріб з питомих прибутком ω_2/l_2 і т.д. Альтернативою цій евристиці є лише повний перебір варіантів призначення виробів на виконання. Таким чином, мета полягає в одержанні p -упорядкованого розкладу, що досягається розв'язанням задачі МЗМ [112];

2) загальний випадок. Обмеження на виконання робіт задано побудованим орієнтованим графом критичних шляхів виробів. У цьому випадку оптимальним розв'язком задачі МЗМ є p -упорядкований розклад, у якому послідовність виробів розбита на множини максимальних пріоритетів $G_i, i = \overline{1, k}$, $p(G_1) \geq p(G_2) \geq \dots \geq p(G_k)$. Таким чином, якщо першими виконуються роботи оптимального розкладу, відповідні до множини G_1 , цим гарантується, що на початковому відрізку виробничого циклу тривалістю $\sum l_i, i \in G_1$, виконуються вироби, для яких досягається максимальний усереднений прибуток на одиницю часу виробничого циклу [112]:

$$p(G_1) = \sum_{i \in G_1} \omega_i / \sum_{i \in G_1} l_i.$$

Обґрунтування використання оптимального розкладу задачі МЗМ у загальному випадку для критерію 2 аналогічно розглянутому вище окремому випадку з ураху-

ванням заміни терміну «максимальний питомий прибуток на одиницю часу виробничого циклу» на термін «максимальний усереднений питомий прибуток на одиницю часу виробничого циклу» [112].

Обґрунтування можливості побудови апроксимуючих задач МЗМ для інших базових критеріїв (3, 4, 5) – аналогічне наведеному вище.

Для критерію 3 функціонал $\min \sum_{i=1}^n \omega_i \max(0, C_i - d_i)$ замінюється на $\min \sum_{i=1}^n \omega_i C_i$, де ω_i – штраф за запізнення завершення виконання i -го виробу відносно директивного строку на одиницю часу [112].

Для критерію 4 функціонал $\max \sum_{i=1}^n \omega_i U_i$ замінюється на $\min \sum_{i=1}^n \omega_i C_i$, де ω_i – абсолютний прибуток від виконання виробу, що не залежить від моменту завершення виконання виробу в тому випадку, якщо виріб виконується без запізнення відносно директивного строку, інакше прибуток підприємства за цим виробом дорівнює нулю [112].

Для критерію 5 побудова апроксимуючої задачі МЗМ здійснюється заміною функціонала $\min \sum_{i=1}^n \omega_i |C_i - d_i|$ на $\min \sum_{i=1}^n \omega_i C_i$, де ω_i – штраф за відхилення моменту завершення виконання i -го виробу від директивного строку на одиницю часу [112].

Як приклад, розглянемо побудову апроксимуючих задач МЗМ для визначення черговості запуску на виконання агрегованих робіт для критерію 7. Базовими для цього синтетичного критерію є виконання виробів точно в строк (критерій 2) і мінімізація сумарного зваженого запізнення (критерій 3):

$$\max \left\{ \sum_{i=1}^k \omega'_i U_i - \sum_{i=k+1}^n \omega''_i \max(0, C_i - d_i) \right\}. \quad (2.9)$$

Отже, для синтетичного критерію 7 розв'язуються дві апроксимуючі задачі МЗМ при відношенні порядку, заданому графом критичних шляхів:

$$\min \sum_{i=1}^k \omega'_i C_i \text{ і } \min \sum_{i=k+1}^n \omega''_i C_i,$$

де ω'_i має той же зміст, що й у критерії 2, а ω''_i – що й у критерії 4.

Задача МЗМН є окремим випадком задачі мінімізації сумарного зваженого моменту завершення виконання робіт з різними вагами одним пристроєм при від-

ношенні порядку, заданому орієнтованим ациклічним графом (МЗМ), яка відноситься до класу NP -трудних. Результати дослідження та ефективний ПДС-алгоритм розв'язання задачі МЗМ наведено в [179].

Постановка задачі МЗМН. На множині завдань $J = \{j_1, j_2, \dots, j_n\}$ відношення порядку задане орієнтованим ациклічним графом G . Для кожного завдання j графа G відома тривалість виконання l_j , для кожної кінцевої вершини графа (що не має наступників) задана вага ω_j , для інших вершин вага дорівнює нулю. Необхідно знайти послідовність виконання завдань таку, щоб досягався мінімум функціонала: $\sum \omega_j C_j \rightarrow \min$. У даному параграфі під позначенням ω_i маємо на увазі $\omega_i(T)$ (див. п. 2.3.1).

Для задачі в такій постановці на підставі дослідження властивостей задачі МЗМ розроблений ефективний швидкодіючий поліноміальний евристичний алгоритм, що дозволяє розв'язувати реальні практичні задачі великої розмірності [131, 179]. Тут під завданнями розуміються агреговані роботи. Граф G – граф критичних шляхів виробів. Спільні вершини на графі вказують спільні агреговані роботи для різних виробів (див. п. 2.4). Елементи типу накопичувач слід ураховувати при розгляді відносин передування.

2.5.2 Оптимальна послідовність виконання виробів, яка є розв'язком задачі МЗМ, визначає черговість призначення виробів при узгодженому плануванні.

При плануванні за *синтетичним критерієм* вхідна мережа являє собою сукупність N незалежних підмереж, що не мають спільних зв'язків, але, можливо, зв'язаних спільним устаткуванням (віртуальними пристроями в різних підмережах), що не дозволяє планувати виконання робіт у підмережах незалежно один від одного. Кожна підмережа відповідає своєму базовому критерію. У цьому випадку процедури, описані в п. 2.2–2.5.2, виконуються для кожної підмережі окремо, у результаті одержуємо N оптимальних послідовностей виконання виробів, по одній для кожної з N підмереж.

2.4 Модель календарного планування другого рівня

2.4.1 Формалізація моделі планування другого рівня з використанням моделі першого рівня

У блоці 3 здійснюється формалізація і розв'язання задачі узгодженого планування виконання агрегованих робіт на мережі першого рівня агрегації з урахуванням заданого критерію оптимальності.

3.1 Постановка задачі узгодженого планування за *базовим критерієм*: на мережі першого рівня агрегації (п. 2.2) побудувати розклад (узгоджений план) виконання агрегованих робіт агрегованими елементами, що мінімізує сумарну тривалість проходження робіт (еквівалентно мінімізації простоїв устаткування) при обмеженні: порядок призначення виробів визначається пріоритетно-упорядкованою послідовністю, яка є розв'язком задачі МЗМ (інформація передається із блоку 2).

Постановка задачі узгодженого планування за *синтетичним критерієм*: є N підмереж першого рівня агрегації (див. п. 2.2), підмережі зв'язані спільним устаткуванням (віртуальне устаткування, що відповідає одному і тому же фізичному встаткуванню), що не дозволяє будувати розклади для підмереж незалежно один від одного. Кожній підмережі відповідає свій базовий критерій оптимальності. На сукупності N підмереж потрібно побудувати розклад (узгоджений план) виконання агрегованих робіт агрегованими елементами, що мінімізує сумарну тривалість проходження робіт (еквівалентно мінімізації простоїв устаткування) при обмеженнях: призначення агрегованих робіт здійснюється групами; групи робіт відповідають підмережам агрегованої мережі (інформація передається із блоку 2), а в рамках кожної групи виробів порядок визначається пріоритетно-упорядкованою послідовністю – розв'язком апроксимуючої задачі МЗМ, що відповідає до цієї групи (апроксимуюча задача МЗМ для кожної підмережі будується відповідно до п. 2.5.1, при цьому ваги виробів задаються замовником заздалегідь відповідно до критерію оптимізації для кожної групи виробів). Простої устаткування, що залишилися після призначення всіх робіт попередніх груп виробів (відповідно до черговості їх призначення на виконання) використовуються для призначення робіт з наступної групи виробів, що розподіляється (відповідно до черговості їх призначення в цій групі), тільки тоді, коли це не приводить до значних витрат на зберігання незавершеної продукції та до значного відхилення тривалості виготовлення виробів від їхніх критичних шляхів.

2.4.2 Методика узгодженого планування. Властивості, евристики

Розглянемо спочатку методику узгодженого планування за базовим, а потім за синтетичним критерієм оптимальності.

3.1.1 З метою відображення повної технології виготовлення виробів, при визначенні порядку призначення агрегованих робіт усередині кожної групи виробів, пріори-

тетно-упорядкована послідовність, отримана як розв'язок задачі МЗМ, доповнюється агрегованими роботами, за межами критичних шляхів виробів, відповідно до технологічних зв'язків. При цьому перед кожною агрегованою роботою, що належить критичним шляхам, у послідовність вставляється надграф її попередників, які ще не включені в послідовність. Спільні вершини розбиваються на їхні складові (у послідовність включаються у вигляді ланцюжка), при цьому є можливість починати виконання наступних за технологією агрегованих робіт відразу після завершення кожної складової. Одержуємо доповнену послідовність σ^* . Список кінцевих робіт виробів також повертається до виду, отриманого на першому рівні агрегації.

3.1.2 Побудова узгодженого плану виконання агрегованих робіт. Реалізація узгодженого планування заснована на наступних *принципах*:

а) максимальне наближення тривалості проходження кожного виробу в системі до його критичного шляху, що дозволяє:

- зменшити об'єми незавершених робіт;
- скоротити тривалості виконання виробів;
- зменшити простої й тим самим збільшити виробничу потужність;
- підвищити рентабельність системи планування;

б) вироби, для яких відсутні директивні строки, призначаються на виконання в черговості, визначеною пріоритетно-упорядкованою послідовністю, з початку в кінець, за правилом: чим вище пріоритет виробу, тим раніше воно повинне бути призначене на виконання;

в) вироби з директивними строками призначаються на виконання в черговості, визначеною пріоритетно-упорядкованою послідовністю, максимально близько у директивний строк, з кінця в початок – від кінцевих вершин до початкових робіт виробу, за правилом: чим вище пріоритет, тим менше відхилення виконання виробу від директивного строку.

Для реалізації розподілу робіт окремо по кожній групі виробів модифіковані на основі формалізації МПТП наступні *алгоритми розподілу* [127, 131, 179, 180, 181]: побудова компактних розкладів (алгоритм 1); побудова незатримуючих розкладів (алгоритм 2); побудова розкладів, що забезпечують виконання в задані директивні строки виробів з найвищим пріоритетом (алгоритм 3).

Визначення 2.1. Календарний план називається компактним, якщо жодна з його робіт не допускає зрушення вліво, тобто такого зсуву на більш ранній строк, який обмежений тільки попередніми її роботами (або допустимим моментом початку її виконання) і не приводить до збільшення моментів початку виконання інших робіт. Компактний календарний план отримується шляхом допустимого стиснення як «ковзанням», так і «переносом» операцій [22].

Визначення 2.2. Календарний план називається незатримуючим, якщо в будь-який момент у ньому жоден пристрій не простоює, якщо він вільний і доступний для виконання роботи [22].

Залежно від заданого базового критерію для групи виробів застосовується один із розроблених алгоритмів. Алгоритми 1 і 2 використовуються для розподілу виробів, що оптимізуються за базовим критерієм 1, алгоритм 3 застосовується для виробів з директивними строками (базові критерії 2–5). При плануванні за базовим критерієм усі вироби розподіляються одним алгоритмом.

Наведемо особливості узгодженого планування за різними базовими критеріями оптимальності (процедури зі [179] модифіковані на основі формалізації МПТП).

Критерій 1 Пріоритетно-упорядкована послідовність σ^* (розв'язок задачі МЗМ) із доповненням агрегованими роботами, що за межами критичних шляхів виробів, розподіляється алгоритмами 1 або 2, що дозволяє мінімізувати сумарний час виконання кожної із ПМП і, таким чином, забезпечити мінімальний час завершення виконання найбільш вигідних, з погляду прибутку, виробів та максимізувати сумарний прибуток підприємства за всіма виробами.

Критерій 2 Розподіл агрегованих робіт послідовності σ^* виконується алгоритмом 3. При такій реалізації алгоритму розв'язання задачі вироби призначаються на виконання відповідно до пріоритету підпослідовності, до складу якої вони включені (під пріоритетом підпослідовності розуміють відношення суми ваг агрегованих робіт, включених до неї, до суми їх тривалостей). Чим вище пріоритет підпослідовності, тим раніше призначаються на виконання роботи, що належать їй (у послідовності σ^* ці агреговані роботи займають більш ранні позиції). Таким чином, вироби з більшим пріоритетом будуть ймовірніше виконані в свій директивний строк, через що сумарний прибуток підприємства максимізується. При наявності виробів, які не можуть бути

виконані в строк, розклад передається в БПР для корегування. Ці вироби або виключаються з виконання, або ухвалюється рішення про придбання додаткових ресурсів.

Критерій 3 Процедура розподілу є змішаною. У першу чергу алгоритмом 3 розподіляються вироби, що мають найвищий пріоритет. Вони призначаються на виконання на інтервали планового періоду, максимально близькі до директивних строків, без їхнього порушення, звільняючи при цьому резерви на більш ранніх інтервалах для інших виробів. Якщо який-небудь виріб не виконаний в свій директивний строк, його розподіляють алгоритмом 1 або 2 за послідовністю σ^* . При такому розподілі вироби з найвищим пріоритетом, тобто найбільш прибуткові, виконуються без запізнення, а для виробів, що запізнюються, мінімізується значення сумарного штрафу за запізнення відносно директивних строків. Таким чином, максимізується сумарний прибуток підприємства за всією множиною виробів.

Критерій 4 Послідовність σ^* розподіляється по алгоритму 3. Якщо який-небудь виріб не вдається розподілити без порушення директивного строку, то розклад передається в БПР для корегування. При такому розподілі в першу чергу призначаються на виконання вироби з найвищим пріоритетом максимально близько до директивних строків без їхнього порушення, що дозволяє підприємству виконати найбільшу кількість виробів без запізнення і, отже, одержати максимальний сумарний прибуток за розглянутим критерієм оптимальності.

Критерій 5 Послідовність σ^* розподіляється алгоритмом 3, вироби вбудовуються так, щоб момент завершення їх виконання відповідав директивному строку d_i або був менше d_i не більш, ніж на задану величину Δ_i . Вироби, які не вдалося розподілити без порушення директивного строку, виносяться в окремий список, який упорядковується відповідно до їхніх директивних строків і розподіляється алгоритмом 1 або 2. При такому розподілі найбільш прибуткові вироби виконуються у свій директивний строк або максимально близько до нього. Для виробів, що виконуються із запізненням, мінімізується відхилення моменту завершення виконання від директивного строку. У результаті сумарний прибуток підприємства максимізується завдяки мінімізації штрафів за випередження або запізнення виробів відносно їхніх директивних строків.

Оскільки для базових критеріїв 2–5 вироби призначаються у свій директивний строк, то такі вироби, як правило, починають виконуватися не з початку планового періоду, що не є помилкою, а відповідає методології планування.

Примітка. Можливі варіації у визначенні напрямку розподілу залежно від базового критерію оптимізації. Функціонал базових критеріїв 1, 3 і 4 не погіршується при виконанні виробів до директивного строку. Тому, якщо експертним шляхом (або окремим розподілом агрегованих робіт) буде доведено, що кількість ресурсів достатня для виконання з початку планового періоду всіх виробів, що плануються за критерієм 1, 3, 4, і при цьому може покращитись значення функціонала або інший критерій якості побудованого плану (завантаження устаткування, сумарна затримка виконання критичних шляхів і т.п.), то можна виконати планування груп виробів за критеріями 1, 3 і 4 з початку планового періоду, а за критеріями 2 і 5 – з директивних строків. У цьому випадку при пошуку спільних вершин (п. 2.4 технології) для груп виробів за критеріями 1, 3, 4 слід використовувати правила об'єднання 1 і 3, а за критеріями 2 і 5 – правила 2 і 4. При узгодженому плануванні для критеріїв 1, 3, 4 використовується алгоритм розподілу 1 або 2, а для критеріїв 2 і 5 – алгоритм розподілу 3.

3.1.3 У реалізаціях усіх алгоритмів розподілу при узгодженому плануванні також здійснюється *перевірка, чи фактично спільні вершини були об'єднані* – складові спільних вершин призначаються послідовно на один елемент, якщо розрив між ними, тобто різниця між моментом завершення однієї складової і моментом запуску іншої складової, виявиться менше величини Δ_{CB} (визначеної відповідно до прийнятого при оптимізації правила). Якщо виявиться, що через зайнятість ресурсів спільна вершина не може бути сформована (розрив між її складовими більше Δ_{CB}), то слід змінити технологію (розбити такі спільні вершини в мережі другого рівня агрегації на складові з відновленням зв'язків першого рівня агрегації та вхідних параметрів агрегованих робіт, отриманих на першому рівні агрегації, див. п. 2.2). Якщо в спільній вершині більш, ніж дві складові, і розрив більше Δ_{CB} є лише між деякими з них (і неможливо ліквідувати його перестановкою складових між собою), то в складі спільної вершини залишаються лише складові, які мають розрив, менший Δ_{CB} , при цьому тривалість спільної вершини зменшується до суми їх тривалостей, і в агреговану мережу другого рівня агрегації додаються вилучені при агрегації зв'язки з виключеними зі спільної вершини складовими.

Усі зміни, внесені в агреговану мережу другого рівня агрегації на етапі узгодженого планування, повинні бути також відображені в агрегованій мережі першого рівня агрегації та вхідній мережі (після затвердження узгодженого плану, при передачі його на третій рівень). При розбивці спільних вершин відповідні агреговані роботи (в агрегованій мережі) і відповідні їм вхідні роботи (у вхідній мережі) разом з їхніми відносинами передування розносяться на елементи з тим же номером для виконання в різний час (тобто, умова безперервності виконання робіт тепер діє для окремих груп робіт, а не для однієї групи, яку вони представляли раніше, виконуючись на одному елементі).

Приклад такої розбивки при плануванні *за базовим критерієм* див. на рис. Б.7, *а* (розносяться роботи на елементі № 23), при плануванні *за синтетичним критерієм* – на рис. Б.7, *б* (розносяться роботи на елементі № 23) і рис. Б.7, *в* (розносяться роботи на елементі № 12).

Якщо склад хоча б однієї спільної вершини змінився (тобто змінена агрегована мережа другого рівня агрегації), то після завершення розподілу робіт і перевірки всіх спільних вершин потрібно заново розв'язати задачу МЗМ (п. 2.5) і виконати повторний розподіл агрегованих робіт (п. 3.1). Слід дезагрегувати усі спільні вершини, розбиті на складові при розподілі, і лише після цього здійснювати повторне розв'язання задачі та узгоджене планування, а не після кожної дезагрегації спільної вершини, тому що це може привести до зациклення з постійною зміною множини спільних вершин на кожній ітерації.

Через відносну трудомісткість процедури розподілу перевірку, чи фактично були об'єднані спільні вершини, можна проводити розподілом тільки агрегованих робіт, що належать критичним шляхам виробів, без їхнього доповнення іншими агрегованими роботами.

Після розподілу також здійснюється *перевірка сумісності технології*: якщо деякі роботи (групи робіт), які в агрегованій мережі першого рівня агрегації повинні були виконуватися безупинно на одному елементі, у результаті розподілу виконуються в різний час, і розрив за часом між такими роботами (групами робіт) не можна ліквідувати без перерозподілу інших агрегованих робіт, то потрібно змінити агреговану мережу першого рівня агрегації (і, відповідно, вхідну мережу) – призначити ці роботи на виконання на цьому ж елементі, але в різний час. Це не вимагає повторного розв'язання задачі, оскільки не змінюються критичні шляхи виробів, а склад спільних

вершин вже уточнений при розподілі, але нову модель необхідно використовувати на наступних рівнях планування.

При плануванні *за базовим критерієм* необхідно дотримати обмеження про відсутність можливості накладення інтервалів виконання робіт у мережі, тому множини робіт, виконуваних на пристроях, що розбиваються, слід примусово рознести в часі за допомогою вставки накопичувача між ними. Приклад такої розбивки показаний на рис. Б.7, а. Накопичувач можна використовувати і для планування за синтетичним критерієм (у мережі довільного виду), у такому випадку гарантується рознесення множин робіт, що розбиваються, у часі, щоб надалі набір спільних вершин і відповідна йому мережева модель вже не могли змінитися. При об'єднанні нових спільних вершин використовуються загальні правила, у тому числі обмеження, установлені для вихідних робіт накопичувачів. Пунктирними лініями на рис. Б.7, а показані фіктивні роботи з нульовою тривалістю, що відображають лише відносини передування між накопичувачами. *Приклади для синтетичного критерію* див. рис. Б.7, б, в.

При плануванні *за синтетичним критерієм* узгоджене планування виконується на підмережах першого рівня агрегації (див. п. 2.2). N підмереж першого рівня агрегації ($N \in [2, 5]$) для N груп виробів поєднуються в одну загальну мережу – сукупність підмереж, що не мають спільних зв'язків і спільних вершин між підмережами, зв'язаних тільки спільним устаткуванням, що дає можливість розв'язувати задачу послідовним чергуванням груп виробів, щоб вибрати найкращий розв'язок (розглядаються всі можливі комбінації черговості послідовного призначення груп виробів). Кількість комбінацій дорівнює $N!$, тобто становить від 1 до 120. У цьому випадку процедури, описані в п. 3.1.1–3.1.3, здійснюються $N!$ раз відповідно до різного порядку чергування груп виробів. Розподіл наступної групи виробів не починається, поки не розподілена на виконання попередня. У результаті одержуємо $N!$ узгоджених планів виконання агрегованих робіт, з яких на наступному етапі буде обрано найкращий.

Для синтетичних критеріїв агреговані роботи послідовності σ^* (розв'язок задачі МЗМ) розподіляються на виконання за змішаною процедурою. Алгоритми 1 і 2 використовуються для розподілу груп виробів, що оптимізуються за базовим критерієм 1 (алгоритм 1 або 2 обирається відповідно до характеристик вихідних даних), алгоритм 3 застосовується для груп виробів з директивними строками (базові критерії 2–5).

Резерви в рамках наявного фонду часу елементів визначаються наявними простоями устаткування, що залишилися після призначення всіх робіт попередніх груп виробів відповідно до черговості їх призначення на виконання і попередніх призначених робіт із групи виробів, що розподіляється, відповідно до черговості їх призначення в цій групі.

Примітка. Умова, що роботи з різних груп виробів можуть виконуватися на одному елементі в одному відрізку часу, не враховується при агрегації та узгодженому плануванні й уточнюється лише при точному плануванні (наприклад, якщо потрібне переналагодження устаткування, щоб покращити план, ми можемо об'єднати роботи різних груп виробів, що потрапили в результаті розподілу на один елемент в один відрізок часу).

Приклад узгодженого планування див. у додатку Б, рис. Б.8 та Б.9.

Обґрунтування евристики узгодженого планування. Узгоджене планування за базовим критерієм виконується відповідно до послідовності агрегованих робіт, яка є розв'язком апроксимуючої задачі МЗМ. Така черговість призначень робіт на виконання максимізує відповідну складову синтетичного функціонала з точністю до адекватності його значення функціоналу апроксимуючої задачі МЗМ.. Узгоджене планування за синтетичним критерієм реалізується послідовним призначенням на виконання груп виробів (кожна з яких визначається відповідною складовою синтетичного функціонала), розглядаються всі можливі комбінації черговості призначення груп виробів. У кожній групі виробів черговість призначення виробів на виконання максимізує відповідну складову синтетичного функціонала з точністю до адекватності його значення функціоналу апроксимуючої задачі МЗМ. Ця евристика дозволила вхідну задачу планування за 31 критерієм звести до розв'язання однієї БЗКП (кожному з розв'язків за 31 критерієм відповідають свої директивні строки виконання кінцевих робіт). Евристика ефективна, якщо вона адекватна реальному технологічному процесу.

2.4.3 Аналіз результату планування на другому рівні моделі в БПР

3.2 Після побудови всіх узгоджених планів для кожної можливої черговості призначення груп виробів розраховується значення вихідного функціонала за отриманими у результаті узгодженого планування моментами завершення виконання виробів C_i , які по кожному виробу визначаються максимальним з моментів завершен-

ня виконання його кінцевих робіт. Із цих планів вибирається найкращий за значенням функціонала та, якщо прибуток менше очікуваного мінімального, передається в БПР для формування нового портфеля замовлень. Якщо прибуток не менше очікуваного мінімального, він передається на наступний рівень планування.

Обраний план також повинен бути оціненим за критерієм відхилення тривалості виконання від критичних шляхів. Якщо воно перевищує величину, визначену експертами, слід перерозподілити групи виробів за принципом рознесення використовуваних ресурсів у часі і вибрати новий найкращий план.

При плануванні за базовими критеріями 2 і 4 (і синтетичному критерію, який включає базовий критерій 2 та/або 4), якщо прибуток не менше очікуваного мінімального, можливе виключення з портфеля замовлень виробів, які не приносять прибуток, у цьому випадку на третій рівень може бути переданий усічений план з відповідною зміною технологічної мережі. Іншим варіантом може бути уточнення в БПР нових директивних строків замовником без виключення виробів з портфеля замовлень.

На третьому рівні планування можуть бути реалізовані альтернативні плани виконання різних портфелів замовлень. Кожний план має свій ступінь ризику неотримання розрахункового прибутку після його реалізації. Тому в БПР здійснюється вибір найкращого плану за критерієм мінімізації ризику неотримання розрахункового прибутку з множини альтернативних планів [179].

2.5 Модель календарного планування третього рівня ЧМ КОП (побудова багатоступінної мережевої задачі календарного планування)

У блоці 4 за інформацією, отриманою в блоці 3, формується задача третього рівня ЧМ КОП – мережева БЗКП.

Після затвердження в блоці 3 узгодженого плану виконання агрегованих робіт проводиться дезагрегація агрегованих робіт, тобто повернення до вхідної моделі мережі, з урахуванням змін, внесених при узгодженому плануванні. Якщо в прийнятому на реалізацію на третьому рівні узгодженому плані деякі елементи виявилися розбитими на частини, то у вхідній технологічній мережі кожний такий елемент замінюється аналогічними незалежними елементами того ж типу, з відповідним перерозподілом вхідних і вихідних зв'язків між новими елементами, причому кожний вихідний зв'язок входить у ту ж вершину, що й у вхідній технологічній моделі. Приклад такої

розбивки елементу див. на рис. Б.10. Інші приклади (з уточненням особливостей методології для базових і синтетичних критеріїв оптимальності) наведені на рис. Б.7.

На третьому рівні планування будується БЗКП шляхом завдання на змінній вхідній мережі директивних строків кінцевих робіт. Моменти завершення виконання виробів C_i , визначені при узгодженому плануванні, задають реальні директивні строки кінцевих робіт d_i для наступного рівня планування (якщо виріб має декілька кінцевих робіт, то з моментів завершення їх виконання вибирається максимальний, і він стає єдиним директивним строком для всіх кінцевих робіт виробу). Для виробів, що плануються за критерієм 5 (мінімізація штрафу за випередження/запізнення відносно директивних строків) вибирається кінцева робота із самим пізнім моментом завершення виконання, визначеним при узгодженому плануванні, у порівнянні з моментами завершення виконання інших кінцевих робіт цього виробу, і він встановлюється як директивний строк, відносно якого визначається штраф за випередження/запізнення у функціоналі моделі третього рівня, а для інших його кінцевих робіт цей момент є директивним строком, і ці роботи можуть бути виконані раніше, без штрафу за випередження. Таким чином, формулюються задачі оптимізації для кожного з елементів типу 2–5 вихідної мережі: знайти допустимий (що не порушує директивні строки) розклад виконання робіт на кожному пристрої даного елемента, що працює безперервно, оптимальний за визначеним нижче критерієм.

2.6 Методологія розв’язання мереженої багатоетапної задачі календарного планування (моделі планування третього рівня ЧМ КОП)

Метод розв’язання БЗКП, що відповідає базовому критерію оптимальності, наводиться у додатку А (п. А.2).

Розглянемо методи розв’язання задачі календарного планування, що відповідає синтетичному критерію оптимальності.

При плануванні за *синтетичним критерієм* оптимальності в силу того, що вихідна мережа являє собою сукупність незалежних підмереж, кожна з яких задовольняє властивостям, описаним у підрозділі 2.2, і в одній або різних підмережах може використовуватися спільне устаткування, метод, викладений у п. А.2, не може бути використаний без змін, тому що розклад, отриманий в одній підмережі, може не дозволити одержати розклад в іншій підмережі, якщо устаткування буде вже зайняте

розкладом виконання попередньої групи виробів. Тому пропонуються чотири альтернативні методи розв'язання мережевої БЗКП і побудови поопераційного плану.

Перший метод найбільш швидкодіючий і може використовуватися у випадку, якщо розв'язання одноетапної задачі на елементах не приводить до значного зменшення моментів початку виконання робіт на цих елементах, отриманих при узгодженому плануванні. Тоді критерієм оптимальності для планування за синтетичним критерієм є одержання поопераційного плану, максимально близького до плану, отриманого на етапі узгодженого планування. Даний метод може використовуватися і для планування за базовим критерієм оптимальності, а також у мережі довільного виду.

У першому альтернативному методі директивні строки робіт на елементах вхідної мережі задаються моментами завершення агрегованих робіт, у які ці роботи ввійшли в результаті агрегації, у затвердженому узгодженому плані другого рівня. Моменти запуску агрегованих робіт в узгодженому плані визначають мінімальні моменти запуску робіт на пристроях. Завдяки узгодженому плануванню, роботи, що виконуються на елементах з однаковим номером, рознесені у часі. БЗКП розв'язується з кінця в початок, починаючи з елементів останнього рівня входження, у довільному порядку розгляду елементів мережі.

Для побудови поопераційного плану виконуємо дезагрегацію агрегованих робіт: до узгодженого плану виконання агрегованих робіт додаємо роботи вихідної мережі, що раніше входили до складу агрегованих робіт, позначаючи їх як непризначені. Тривалості всіх робіт приводимо у відповідність із вхідною мережею. Для кожного з елементів типу 2–5 розв'язуються одноетапні задачі календарного планування, у яких потрібно знайти допустимий (що не порушує директивні строки) розклад виконання робіт, оптимальний за критерієм: для елементів типу 2, 3 – максимізація моменту запуску пристрою (пристроїв) r ; для елементів типу 4, 5 – мінімізація лексикографічного критерію оптимальності. При такому розв'язанні для елементів типу 3–5 побічно мінімізується зрушення попередників, якщо воно необхідне.

У результаті розв'язання одноетапної задачі одержуємо моменти початку виконання робіт на елементі мережі. Встановлюємо новий директивний строк для кожної попередньої роботи: він дорівнює мінімуму з моменту завершення виконання попередньої роботи і моменту початку її наступника. Переходимо до попереднього ряду і продовжуємо аналогічне розв'язання задач на елементах. Якщо директивний

строк робіт на елементі-попереднику зменшився, то проводиться зрушення інтервалу виконання робіт на ньому убік зменшення максимального моменту завершення виконання робіт. Для зменшення зрушення, якщо воно необхідне, можна встановлювати директивні строки робіт без урахування моментів їх завершення в узгодженому плані, як мінімум з моментів початку виконання їх наступників у мережі.

Другий метод більш трудомісткий, але універсальний, він також може використовуватися для планування за базовим критерієм оптимальності та у мережі довільного виду. Згідно із другим методом на вхідній мережі виконується повна процедура узгодженого планування (див. п. 3.1 методології) за допомогою алгоритму розподілу 3, з кінця в початок, починаючи із затверджених директивних строків виробів і відповідно до відносин передування вхідної мережі, для одного порядку виконання груп виробів, що відповідає затвердженому узгодженому плану, з наступними відмінностями в реалізації:

- 1) виконується призначення вхідних робіт, а не агрегованих, на ресурси елементів (фізичних пристроїв), а не на агреговані ресурси;
- 2) призначення робіт на елементах типу 2–5 виконується за допомогою розв’язання одноетапних задач оптимізації (див. вище), коли стають відомими директивні строки всіх робіт на елементі після призначення їх наступників;
- 3) після розв’язання одноетапної задачі при зайнятості ресурсу призначувані роботи переміщуються в підходящий інтервал часу;
- 4) перевірки спільних вершин і сумісності технології не проводяться.

Опис алгоритму розподілу у відповідності до другого методу (алгоритм застосовується для кожної групи виробів за порядком призначення груп, який відповідає обраному на другому рівні узгодженому плану).

1. Створюємо порожню таблицю пристроїв на всіх елементах, без призначених робіт.
2. Вставляємо кінцеві роботи всіх виробів у таблицю непризначених робіт у порядку, визначеному послідовністю σ^* . Директивний строк (найбільш пізній час завершення) для кінцевих робіт виробу визначається моментом його завершення в обраному узгодженому плані.
3. Якщо таблиця непризначених робіт порожня, перехід на п. 7, у протилежному випадку на п. 4.

4. Вибрати з таблиці непризначених робіт чергову роботу. Позначаємо її як готову до призначення (для неї визначений директивний строк), перехід на п. 5.

5. Нехай усі непризначені роботи на елементі мережі вже готові до призначення. Позначимо цю множину робіт через I . Розв'язуємо на даному елементі одноетапну задачу оптимізації, у результаті якої визначаються моменти початку і завершення виконання робіт множини I . Якщо після розв'язання одноетапної задачі є роботи, що конфліктують у часі з роботами множини I , то моменти початку і завершення виконання робіт множини I (кожної роботи окремо, крім елемента 2, на якому потрібно зрушувати всю множину робіт I) зменшуються таким чином, щоб уникнути конфлікту у часі з іншими роботами на цьому елементі. Для цього шукаємо у таблиці призначених робіт елемента місце для вставки роботи, враховуючи кількість змін роботи і вихідні дні, в порядку з кінця в початок, шукаючи резерв, що закінчується не пізніше, ніж директивний строк призначуваної роботи, та має не меншу тривалість. Якщо такий резерв не знайдено у наявному фонді часу даного елемента, то продовжуємо пошук до початку планового періоду (якщо початок виконання робіт буде менше початку планового періоду, ці роботи будуть зрушуватися до початку планового періоду після виконання алгоритму, використовуючи існуючі резерви).

6. Перенос усіх призначених робіт з таблиці непризначених у таблицю призначених. Вибір усіх попередників призначених робіт і додавання їх у таблицю непризначених робіт за загальними правилами. При цьому визначаємо для кожного попередника директивний строк як момент запуску призначеної роботи – її наступника, з урахуванням відносин передування у мережі. Переходимо на п. 3.

7. Видати таблицю призначених робіт з інформацією про часи їх запуску і завершення як поопераційний план виконання робіт.

Третій альтернативний метод є модифікацією методу, описаного в п. А.2, з наступними змінами:

1) метод застосовується для всіх груп виробів, які розглядаються послідовно, у порядку, що відповідає обраному узгодженому плану;

2) п. 1 і 2 методу, описаного в п. А.2, застосовуються без змін, якщо ресурс вільний для призначення роботи (у цьому випадку роботи призначаються відповідно до розкладу, отриманому в результаті розв'язання одноетапних задач оптимізації).

Для випадку, якщо ресурс може бути частково зайнятим раніше призначеними конфліктуючими роботами, п. 1 і 2 записуються таким чином:

1 У силу властивостей технологічної мережі, що відповідає моделі планування за одним з базових критеріїв, однозначно директивні строки кінцевих робіт, де необхідно, перераховуються в директивний строк виконання робіт елементів типу 1–5 останнього (у загальному випадку передостаннього або того, з яким безпосередньо зв'язані кінцеві роботи) ряду мережі. Якщо призначенню робіт перешкоджають раніше призначені конфліктуючі роботи, то розрахований для них директивний строк зменшується до моменту запуску конфліктуючих робіт, або моменти завершення конфліктуючих робіт зменшуються до передбачуваного моменту запуску призначуваних робіт з відповідним корегуванням директивних строків попередників конфліктуючих робіт, якщо таке корегування вигідніше.

2 Отримані розклади для елементів типу 2–5 останнього ряду мережі однозначно задають найбільш пізні моменти готовності на виконання робіт на вході елементів типу 1–5. Ці моменти часу в силу властивостей технологічної мережі однозначно задають директивні строки виконання робіт для елементів типу 1–5 передостаннього ряду мережі або елементів типу 1–5, що безпосередньо передують елементам типу 1–5 останнього ряду мережі. Якщо призначенню робіт перешкоджають раніше призначені конфліктуючі роботи, то розрахований для них директивний строк зменшується до моменту запуску конфліктуючих робіт, або моменти завершення конфліктуючих робіт зменшуються до передбачуваного моменту запуску призначуваних робіт з відповідним корегуванням директивних строків попередників конфліктуючих робіт, якщо таке корегування вигідніше. Та ж ситуація стосується елементів типу 1–5 будь-яких рядів мережі. Для елементів типу 1–5 передостаннього ряду мережі реалізується п. 1 загального методу.

При зміні директивних строків попередників конфліктуючої роботи слід також перерахувати одноетапні задачі на елементах типу 2–5 попередніх рядів мережі, якщо такі задачі вже були розв'язані. Тому корегування позицій конфліктуючих робіт може виявитися більш трудомістким, ніж корегування директивних строків призначуваних робіт, хоча, можливо, і більш вигідним.

Яке із двох корегувань вигідніше, визначається величиною зменшення директивного строку. Покажемо на прикладі для однієї роботи різні варіанти корегування.

Нехай призначувана робота 1 має тривалість l_1 і найбільш пізній момент завершення d_1 , але на той же ресурс призначена конфліктуюча робота 2 з моментом завершення d_2 і моментом запуску $r_2 = d_2 - l_2$. Можливі два випадки (рис. 2.4).

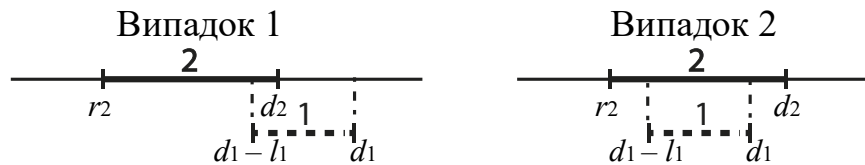


Рисунок 2.4 – Випадки розміщення робіт, що конфліктують

Випадок 1: $d_1 \geq d_2$, $d_1 - d_2 < l_1$. При корегуванні директивного строку призначуваної роботи він змінюється на $\Delta_{1H} = d_1 - r_2$. При корегуванні директивного строку конфліктуючої роботи він зменшується на $\Delta_{1K} = d_2 - (d_1 - l_1)$.

Випадок 2: $r_2 < d_1 \leq d_2$. При корегуванні директивного строку призначуваної роботи він змінюється на $\Delta_{2H} = d_1 - r_2$. При корегуванні директивного строку конфліктуючої роботи він зменшується на $\Delta_{2K} = d_2 - (d_1 - l_1)$.

Як бачимо, $\Delta_{1H} = \Delta_{2H}$ і $\Delta_{1K} = \Delta_{2K}$. Таким чином, вибирається те корегування, якому відповідає найменша зміна директивного строку:

а) якщо $d_1 - r_2 \leq d_2 - (d_1 - l_1)$ (або, що те ж саме, $2(d_1 - d_2) \leq l_1 - l_2$), зменшуємо директивний строк призначуваної роботи на $d_1 - r_2$;

б) у протилежному випадку зменшуємо директивний строк конфліктуючої роботи та її призначених попередників на $d_2 - (d_1 - l_1)$.

У загальному випадку, нехай множину робіт I на елементі мережі та множину K конфліктуючих робіт слід рознести у часі. Третій метод полягає в тому, що розклад усіх робіт на даному елементі мережі повинний зрушуватися вліво з метою розходження з множиною K конфліктуючих робіт, або конфліктуючі роботи та їх попередники повинні зрушуватися вліво для розходження з множиною робіт I (під множиною конфліктуючих робіт розуміється множина усіх робіт на елементі, на якому знаходяться конфліктуючі роботи). Тому одноетапна задача на елементі розв'язується без урахування конфліктуючих робіт, а потім виконується перевірка: якщо хоча б для однієї роботи з множини робіт I на елементі мережі виконується $d_i \geq d_k$, $d_i - d_k < l_i$ або $d_k - l_k < d_i \leq d_k$, $i \in I$, $k \in K$, то моменти запуску і завершення всіх робіт на призначуваному елементі зменшуються на величину $\max_i d_i - \min_k (d_k -$

l_k), $i \in I$, $k \in K$, або моменти запуску і завершення *всіх* робіт на конфліктуючому елементі та їх попередників зменшуються на $\min_i(d_i - l_i) - \max_k d_k$, $i \in I$, $k \in K$, залежно від того, яка з величин менше. Таке зрушення здійснюється, поки не буде знайдений резерв для виконання всього розкладу робіт на призначуваному елементі.

Четвертий метод є модифікацією третього методу. У ньому використовується три варіанти рознесення робіт: якщо більша частина призначуваних робіт не може бути призначена через раніше призначені конфліктуючі роботи, то застосовується зрушення всього розкладу робіт на елементі, у протилежному випадку (якщо перетинається з конфліктуючими менша частина призначуваних робіт), то використовується зрушення або всіх робіт на призначуваному елементі (робіт множини I), або всіх робіт на конфліктуючому елементі (робіт множини K), залежно від того, яке зрушення менше. Таким чином, мінімізується небажане зрушення розкладу вже призначених робіт. Отже, якщо для більшої частини робіт з множини I на елементі мережі виконується:

$$d_i \geq d_k, d_i - d_k < l_i \text{ або } d_k - l_k < d_i \leq d_k, i \in I, k \in K, \quad (2.10)$$

то моменти запуску і завершення *всіх* робіт на елементі зменшуються на величину $\max_i d_i - \min_k(d_k - l_k)$, $i \in I$, $k \in K$. Таке зрушення здійснюється, поки для всіх робіт не буде знайдений вільний резерв на елементі. Якщо ж умова (2.10) виконується для меншої частини робіт з множини робіт I , то моменти запуску і завершення *всіх* робіт на призначуваному елементі зменшуються на величину $\max_i d_i - \min_k(d_k - l_k)$, $i \in I$, $k \in K$, або моменти запуску і завершення *всіх* робіт на конфліктуючому елементі та їх попередників (з повторним розв'язанням одноетапних задач на елементах-попередниках) зменшуються на $\min_i(d_i - l_i) - \max_k d_k$, $i \in I$, $k \in K$, залежно від того, яка з величин менше. Таке зрушення здійснюється, поки не буде знайдений резерв для виконання всього розкладу робіт на призначуваному елементі.

У всіх чотирьох методах для елементів типу накопичувач при визначенні директивних строків виконання робіт використовується загальне правило: директивний строк робіт ліворуч від накопичувача дорівнює мінімальному з моментів запуску робіт праворуч від накопичувача.

У всіх методах для більш ефективного розв'язання одноетапних задач на елементах типу 3–5 (з метою збільшення максимального моменту початку виконання робіт на

елементі та зменшення зрушення попередників) можна використовувати розбивку робіт на партії. Наприклад, якщо виріб виробляється в кількості 3 одиниць, то всі або деякі роботи виробу при необхідності можна розбити на 3 партії однакової тривалості, рівної $1/3$ від вхідної тривалості роботи для всієї серії виробів, і розміщати ці партії на різних пристроях елемента типу 3–5, якщо це приводить до покращення значення функціонала одноетапної задачі календарного планування на цьому елементі.

Якщо в результаті перерахування моментів виконання деякі роботи виконуються до початку планового періоду, то здійснюється зрушення моменту їх початку до початку планового періоду убік збільшення інтервалу виконання робіт на елементах-наступниках. При цьому порядок виконання всіх робіт зберігається, а моменти запуску елементів мережі типу 2–5 зрушуються мінімально для виконання умови безперервності їх роботи, зі стикуванням робіт на елементах за принципом рознесення у часі, з виконанням умови: максимальний момент завершення виконання робіт на елементі-попереднику менше або дорівнює мінімальному моменту запуску робіт на елементі-наступнику. Таке зрушення потрібно починати з робіт, що мають найбільш ранній момент запуску. Наявні на елементах вільні резерви часу дозволяють іноді зрушити виконання робіт без зриву директивних строків виробів. Після відповідного зрушення одержуємо остаточний поопераційний план.

З поопераційних планів, отриманих усіма альтернативними методами, вибирається план з найбільшим значенням функціонала або (якщо значення функціонала однаково) за іншими характеристиками. В обраному поопераційному плані аналізуються моменти завершення кінцевих робіт виробів на елементах останнього рівня входження.

Якщо отриманий розв'язок БЗКП допустимий (директивні строки, установлені замовником, не порушені), то для даного портфеля замовлень отримано поопераційний план. У протилежному випадку (моменти виконання деяких кінцевих робіт більше директивних строків, встановлених замовниками), то для цього розкладу заново розраховується прибуток за вхідним функціоналом. Якщо новий розрахований прибуток не менше очікуваного мінімального, то необхідно перейти в БПР для узгодження нових директивних строків із замовником. Якщо прибуток менше мінімально очікуваного, то у випадку планування за базовим критерієм оптимальності реалізуємо п. 9 БПР. Якщо критерій синтетичний, то безпосередньо в БПР змінюється

портфель замовлень. Якщо в результаті реалізації п. 9 БПР новий прибуток менше мінімально очікуваного, то в БПР змінюється портфель замовлень.

Реалізація ЧМ КОП статистично значима і практично завжди ефективна, якщо критерій планування базовий (а для синтетичного критерію – у припущенні, що евристика послідовного призначення груп виробів відповідає реальному виробничому процесу). Тоді, завдяки розв’язанню задачі МЗМ і узгодженому плануванню, одержання строків виконання виробів стає формалізованим і близьким до оптимального, на відміну від неформалізованої процедури при реалізації п. 9 в БПР. І тільки у випадку, коли евристика призначення виробів групами не адекватна реальному виробничому процесу, реалізація п. 9 стає необхідною.

2.7 Алгоритмічне забезпечення задачі оперативного планування (четвертий рівень ЧМ КОП)

2.7.1 Формалізація моделі оперативного планування

На четвертому рівні моделі реалізується оперативне планування у випадку часткового невиконання плану, отриманого в блоці 4.

Задача оперативного корегування (оперативного планування) виникає, якщо в результаті зриву виробничого процесу на окремих елементах окремі роботи поопераційного плану виконані пізніше запланованих строків.

Постановка задачі. Є поопераційний план виконання робіт елементами вхідної мережі, побудований на третьому рівні моделі. корегування виконується в довільний момент часу (назвемо його моментом корегування), визначений у БПР. До цього моменту план частково виконаний (частина мережі містить виконані роботи, частину ще не виконано, частина ще виконуються), частина виконаних робіт закінчена пізніше запланованих строків (фактичний момент завершення $t_f > t_{кін}$). Якщо на момент корегування є роботи, які повинні були виконатись, але ще виконуються, то оцінюється передбачуваний момент завершення їх виконання. Задача оперативного корегування полягає в побудові нового поопераційного плану виконання робіт, оптимального за критеріями, пов’язаними із запізненням відносно затверджених раніше директивних строків, який враховує фактичні моменти завершення вже виконаних робіт і передбачувані моменти завершення робіт, що виконуються.

У всіх моделях четвертого рівня мінімізуються адитивні функціонали, компонентами яких є нові вагові коефіцієнти у функціоналі – штрафи за запізнення або за випередження/запізнення відносно директивних строків (базові критерії 3 і 5). Вагові коефіцієнти базових критеріїв (штрафи за запізнення виконання виробів або груп виробів відносно їх директивних строків) для задачі оперативного планування задаються замовником повторно на третьому рівні разом з новими директивними строками після затвердження поопераційного плану і використовуються на четвертому рівні планування.

Відповідність початкового критерію оптимальності та критерію на четвертому рівні задається таким чином: якщо початковий базовий критерій – 1 або 3, то на четвертому рівні для даної підмережі використовується базовий критерій 3. Якщо початковий базовий критерій 4 або 5, то на четвертому рівні він не змінюється.

На четвертому рівні не розглядається критерій оптимізації, що вимагає виконання виробів «точно в строк» (критерій 2). При зміні поопераційного плану одержання нового поопераційного плану з виконанням виробів «точно в строк» у загальному випадку є нерозв'язуваною математичною задачею. Для груп виробів, планованих за критерієм 2, потрібно виконати поопераційний план 3-го рівня. Якщо цей план вже порушений, у БПР фахівцями новий поопераційний план корегується таким чином, щоб він міг бути виконаним у колишні строки. При цьому, може змінюватися технологія (додаватися устаткування), збільшуватися потужність (продуктивність, кількість змін) і т.п. Ця ергатична процедура повинна бути виконана до розгляду груп виробів за критеріями 1, 3, 4 і 5, які підлягають корегуванню.

2.7.2 Універсальний метод розв'язання задачі оперативного планування за допомогою модернізованого методу планування

Очевидно, що розв'язання задачі не може бути реалізоване звичайним зрушенням невиконаних робіт уперед у часі, тому що таке зрушення не враховує заданих критеріїв оптимізації. Тому для розв'язання пропонується модернізований метод попереднього, узгодженого і точного планування. Його суть полягає в тому, що будується нова часткова мережа з невиконаних робіт, і загальна процедура планування на рівнях 1–3 моделі повторюється для цієї мережі з урахуванням таких модифікацій методології:

а) з вихідної мережі виключаються виконані роботи та зв'язки між ними, але зайнятість устаткування виключеними роботами враховується при розв'язанні одно-

етапних задач календарного планування на третьому рівні, при цьому моменти початку і завершення виконання виключених робіт не змінюються;

б) якщо критерій оптимізації синтетичний, то групи виробів, у яких немає порушень, не включаються в планування (реалізується людино-машинна процедура аналізу того, яка частина мережі не змінюється до кінця виготовлення виробів: це частина робіт, попередники яких виконані без затримки, і які не зв'язані спільним устаткуванням з роботами, за якими є затримка), однак при плануванні інших груп виробів під час узгодженого і точного планування враховується зайнятість устаткування роботами груп виробів, не включених у планування;

в) у частині мережі, що залишилася, додаються нові умови для невиконаних робіт: вони не можуть починатися раніше початку нового планового періоду, яким є момент корегування; момент корегування вважається нульовим моментом часу для розрахунків критичних шляхів, задачі МЗМ, узгодженого і точного планування;

г) для синтетичного критерію оптимальності групи виробів, плановані за критерієм 3, поєднуються в одну підмережу, а групи виробів, плановані за критеріями 4 і 5, залишаються у своїх підмережах. Для кожної групи виробів розв'язується своя задача МЗМ, а узгоджений план будується для одного або декількох (якщо є групи виробів за різними критеріями) порядків розподілу груп виробів;

д) роботи, що виконуються (на момент корегування), розділяються на дві частини: частина роботи до моменту корегування вважається виконаною роботою та виключається із планування; частина роботи після моменту корегування оформлюється як нова фіктивна невиконана робота із тривалістю (за серією виробів), яка дорівнює різниці запланованого або передбачуваного моменту завершення її виконання мінус момент корегування. Вхідні тривалості цих робіт для розрахунків агрегованих тривалостей визначаються діленням на число виробів у серії.

Для фіктивних невиконаних робіт діють наступні правила:

1) при агрегації вони не поєднуються з невиконаними роботами, а додаються в агреговану мережу окремо; однак їх тривалість змінюється відповідно до принципів розрахунків тривалостей агрегованих робіт (див. п. 2.2.1 загальної методології);

2) фіктивні роботи за загальними правилами, разом з невиконаними роботами, враховуються при розрахунках критичних шляхів виробів (оскільки в моделі мається на увазі, що виконання виробів починається з початку планового періоду), при

об'єднанні спільних вершин (див. п. 2.4.1 методології) і при розв'язанні апроксимуючої задачі МЗМ (див. п. 2.5). При цьому, може змінитися склад і тривалість агрегованих робіт (тому що роботи, які виконані або виконуються, виключаються), склад спільних вершин (через затримку виконання деяких робіт) і т.д.;

3) в алгоритмах узгодженого планування другого рівня (див. п. 3.1.2 методології) фіктивні роботи призначаються на виконання першими, до розподілу невиконаних агрегованих робіт, щоб гарантувати зайнятість устаткування роботами, що продовжують виконуватись на початок планового періоду (відразу після моменту корегування);

4) у методах планування третього рівня (блок 4) фіктивні роботи залишаються на своїх позиціях на конкретних пристроях елемента, на яких вони виконувалися у вхідному (що коригується) поопераційному плані, тобто планований момент завершення роботи, що виконується, повинен збігатися з її передбачуваним моментом завершення в плані, що коригується;

е) відповідно до п. 3.1.2 загальної методології узгоджене планування (визначення моментів запуску і завершення агрегованих робіт) виконується алгоритмом розподілу 3, а при влученні деяких агрегованих робіт в область від'ємних моментів запуску (момент запуску менше моменту корегування) ці роботи та їх наступники у мережі перерозподіляються з моменту корегування алгоритмами розподілу 1 або 2. В алгоритмах розподілу використовується загальне правило призначення агрегованих робіт: момент запуску агрегованої роботи не може бути менше максимального з моментів завершення її попередників у мережі, а момент завершення агрегованої роботи не може бути більшим за мінімальний з моментів запуску її наступників у мережі;

ж) якщо в результаті узгодженого планування отримано декілька альтернативних планів, то для виконання на третьому рівні вибирається план, що має мінімальне сумарне зважене запізнення відносно затверджених на третьому рівні директивних строків. При цьому, від штрафів за запізнення віднімається сумарний прибуток, отриманий для групи виробів, планованих за критерієм 1;

з) при побудові поопераційного плану за базовим критерієм можливі ситуації, не передбачені в п. А.2, коли необхідний ресурс елемента виявляється частково або повністю зайнятим фіктивними роботами. У цьому випадку директивні строки розглянутих робіт зменшуються і стають рівними моментам початку виконання фіктивних робіт, що виконуються, або для призначення робіт використовуються інші універсальні методи, описані в п. 2.7.2, тому що вони підходять і для базового критерію;

и) якщо на третьому рівні (блок 4) у момент корегування на елементі є як виконані, так і невиконані (або фіктивні, що виконуються) роботи, то елемент розбивається на два послідовні елементи того ж типу (приклад див. на рис. Б.27 в додатку Б). При цьому, виконані роботи містяться в елемент-попередник, а невиконані і фіктивні роботи, що виконуються, – у наступний за ним елемент-наступник. Для елемента-наступника ставиться задача (одноетапна задача календарного планування) побудови допустимого (задовольняючого директивним строкам) розкладу виконання невиконаних робіт на одному або декількох паралельних пристроях на цьому елементі, враховуючи те, що момент початку виконання робіт на пристрої (пристроях) не може бути менше передбачуваних моментів завершення фіктивних робіт, що виконуються. В отриманому розкладі на кожному пристрої не повинно бути переривання виконання невиконаних робіт. Задача розв'язується одним із ПДС-алгоритмів [179, 180]. Якщо не отримано допустимий розклад, то деякі або всі роботи отриманого розкладу зрушуються вправо або переставляються на інші пристрої елемента після фіктивних робіт, що виконуються на елементі (і після моменту корегування), таким чином, щоб пристрої працювали без переривань, а директивні строки робіт не були порушені. При цьому може застосовуватися розбивка робіт на партії. Якщо й у цьому випадку допустимий розклад робіт на елементі не отримано, то він корегується фахівцями в БПР. При цьому, наприклад, може змінюватися технологія (додаватися фізичне устаткування).

Після одержання поопераційного плану для невиконаних робіт фіктивні роботи (що виконуються) поєднуються зі своєю виконаною частиною, і повний поопераційний план отримується сполученням його із вхідним поопераційним планом для виконаних робіт і робіт, що виконуються.

Якщо порушені директивні строки, або прибуток, розрахований для нового поопераційного плану, менше мінімально очікуваного, то в БПР фахівцями новий поопераційний план корегується таким чином, щоб він міг бути виконаним у колишні строки. При цьому може змінюватися технологія (додаватися устаткування), збільшуватися потужність (продуктивність, кількість змін) і т.п.

Даний метод може без змін застосовуватися і при плануванні в мережі довільного виду як за базовим, так і за синтетичним критерієм оптимальності. Окремий метод розв'язання задачі оперативного планування для випадку, коли задача планування третього рівня розв'язувалася за базовим критерієм, наводиться у додатку А (п. А.3).

Приклад реалізації усіх методів, описаних у розділі 2, див. додаток Б, п.Б.2.

2.8 Висновки за розділом 2

Описано алгоритмічне забезпечення ЧМ КОП для соціально-економічних систем, що мають МПТП. Створення ЧМ КОП досягнуто шляхом послідовного вирішення наступних завдань:

- формалізовано МПТП; розроблено спеціальну мову, що його формалізує; визначено множину критеріїв оптимальності поопераційного плану (5 базових критеріїв і всі можливі їх лінійні комбінації);
- на основі запропонованої формалізації МПТП модифіковані наступні процедури ТМП:
 - а) загальні процедури виконання його дворівневої агрегації: перетворення робіт в агреговані одиниці (перший рівень агрегації) і об'єднання критичних шляхів виробів на спільних вершинах графа зв'язності з представленням сукупності ресурсів у вигляді одного пристрою (другий рівень агрегації);
 - б) обґрунтування зведення задачі планування до апроксимуючої задачі МЗМ для другого рівня агрегації;
 - в) процедура узгодженого планування, виконувана на агрегованій мережі першого рівня агрегації, в якій розв'язок, отриманий на другому рівні агрегації, задає порядок виконання виробів (груп виробів), що відповідає одному базовому критерію;
- формалізовано процес побудови поопераційного плану (третій рівень ЧМ КОП) за результатами узгодженого планування (другий рівень ЧМ КОП): якщо критерій оптимальності є базовим, то задача поопераційного планування формулюється і розв'язується як БЗКП (моменти завершення виконання виробів (груп виробів) є директивними строками в БЗКП), ефективний метод її розв'язання використовує ПДС-алгоритми для одноетапних задач календарного планування; для синтетичного критерію оптимальності (лінійної комбінації базових критеріїв) запропоновано альтернативні методи побудови поопераційного плану, один з яких є оригінальним модифікованим методом узгодженого планування;

- розроблено два алгоритми корегування поопераційного плану (четвертий рівень ЧМ КОП – оперативне планування). Перший алгоритм є модифікацією алгоритмічної процедури планування на 1–3 рівнях моделі. Задача розв’язується за одним з чотирьох базових критеріїв або їх лінійною комбінацією. Необхідно відзначити, що вагові коефіцієнти базових критеріїв оптимальності для задачі оперативного планування задаються замовником повторно (необхідно розрізняти задачу побудови поопераційного плану, що реалізує потенційний портфель замовлень, – строки виконання виробів (груп виробів) можуть коригуватися на етапі узгодження з відповідним критерієм оптимальності корегуванням прибутку, – і завдання вагових коефіцієнтів штрафів за запізнення виконання виробів (груп виробів) відносно директивних строків за тим самим затвердженим поопераційним планом). Другий алгоритм оперативного планування містить у рамках єдиного цілого формальний алгоритм і експертне планування і, в разі можливості його реалізації, ефективно (з точки зору критерію оптимізації) розв’язує задачу оперативного корегування календарного поопераційного плану, отриманого на третьому рівні планування. Формальний алгоритм включає в себе ПДС-алгоритми для ВЗКО;
- обґрунтована процедура експертного оцінювання і корегування особою, яка приймає рішення, як потенційних портфелів замовлень, так і директивних строків виконання виробів (груп виробів), що входять до них; затвердження результуючого поопераційного плану на основі аналізу планів, одержаних формальними методами.

ЧМ КОП включає як окрему складову блок прийняття рішень (БПР), що виконує різні функції прийняття рішень при виникненні різних ситуацій під час планування. Найважливішою функцією БПР є процедура вибору з множини допустимих для реалізації планів (множини економічно вигідних потенційних портфелів замовлень) одного плану за критерієм мінімізації ризику неотримання запланованого прибутку. Ризик залежить від множини неформалізовуваних або невимірних факторів. Також наведено інші функції, що реалізуються БПР і виконуються експертами або іншими підсистемами системи управління.

Таким чином, ЧМ КОП вперше реалізує процедуру календарного та оперативного планування на основі як формальних процедур, так і експертних рішень.

Роботу алгоритмів усіх чотирьох рівнів ЧМ КОП опрацьовано на прикладі, що наведений у додатку Б. Також створена модель є базою для програмного забезпечення універсальної ієрархічної системи КОП виробництв дрібносерійного типу (розділ 4).

Основні результати за розділом 2 опубліковані в [81, 112, 113, 114, 115, 116, 117, 128, 181].

РОЗДІЛ 3 МАТЕМАТИЧНЕ ЗАБЕЗПЕЧЕННЯ РОЗВ'ЯЗАННЯ NP-ТРУДНИХ ОДНОЕТАПНИХ ЗАДАЧ КАЛЕНДАРНОГО ПЛАНУВАННЯ, ЩО ВХОДЯТЬ ДО АЛГОРИТМИЧНОГО ЗАБЕЗПЕЧЕННЯ ЧМ КОП

У третьому розділі досліджується ефективність ЧМ КОП. Обґрунтовується можливість застосування моделі для будь-якого виду виробництва за одним з даних п'яти критеріїв оптимальності. Показано, що для будь-якого виду виробництва, при будь-якій вихідній технології виконання виробів і при будь-якій реалізації БЗКП, розв'язання задачі планування за одним з цих п'яти критеріїв оптимальності зводиться до отримання допустимого розв'язку БЗКП за критерієм максимізації моменту запуску найбільш ранньої роботи. Показано, що ефективність розв'язання БЗКП залежить від ефективності розв'язання першого рівня ЧМ КОП. Тому, статистично досліджується і обґрунтовується ефективність розв'язання задачі мінімізації сумарного зваженого моменту завершення виконання робіт з відносинами передування на одному пристрої. Показана ефективність ПДС-алгоритму розв'язання задачі для випадку, коли ваги всіх вершин графа передування, крім кінцевих, дорівнюють нулю.

Створено математичне забезпечення розв'язання задачі календарного планування «Складання розкладу виконання незалежних завдань ідентичними паралельними пристроями, моменти запуску яких менше спільного директивного строку» (МСЗПР, четвертий рівень ЧМ КОП). Досліджені та теоретично обґрунтовані властивості задачі. Доказано, що достатні ознаки оптимальності допустимих розв'язків, отримані для загальної задачі без моментів запуску пристроїв, справедливі для задачі МСЗПР. Розроблено ефективний ПДС-алгоритм розв'язання задачі з трудомісткістю $O(mn \log n)$. Характеристика $\Omega_{\Sigma}(\sigma) = \min\{R_{\Sigma}(\sigma), \Delta_{\Sigma}(\sigma)\}$ є оцінкою відхилення функціоналу від оптимального значення, де $R_{\Sigma}(\sigma)$ – сумарний резерв часу пристроїв у розкладі σ ; $\Delta_{\Sigma}(\sigma)$ – сумарне запізнення усіх завдань відносно директивного строку.

3.1 Дослідження ефективності ЧМ КОП та розв'язання задачі МЗМН (перший рівень ЧМ КОП)

Відповідно до принципу ієрархічного планування [12, 13, 14, 15, 60], що представляє собою концепцію розв'язання складних задач для широкого класу систем, в розділі 2 для розв'язання задачі побудови узгодженого календарного плану виконання робіт множиною ресурсів підприємства була запропонована ЧМ КОП для дрібносерійного виробництва і розроблена система взаємозв'язаних моделей та методів, яка дозволяє врахувати складність сучасного виробництва і отримувати розв'язки задачі планування, що близькі до оптимальних завдяки стратегії пошуку глобального оптимуму. В основі першого рівня ЧМ КОП лежить розв'язання задачі МЗМН, яке визначає пріоритети виконання завдань і дозволяє мінімізувати час їх проходження в виробничому циклі.

Запропоновані моделі і методи носять універсальний характер і можуть бути впроваджені при плануванні організаційно-виробничих систем в різних галузях народного господарства, зокрема, для планування дискретних виробництв, будівельних робіт, управління іншими проектами. Розроблені моделі та методи ієрархічного планування також можуть застосовуватися в системах автоматизованого проектування, інформаційних управляючих системах, системах автоматизації наукових досліджень та ін. [179]

Обґрунтуємо ефективність використання розробленої в розділі 2 методології отримання поопераційного плану для довільних об'єктів з МПТП і покажемо, що ефективність розв'язання задачі визначається ефективністю розв'язання задачі МЗМН. Далі проведемо дослідження ефективності алгоритмів її розв'язання.

Обґрунтування ефективності ЧМ КОП покажемо на прикладі її часткового випадку – раніше створеної трьохрівневої моделі планування (ТПП) для дрібносерійного виробництва [113, 114, 118, 127, 179].

3.1.1 Постановка задачі планування

Нехай заданий [118, 127, 179] портфель замовлень – множина n комплексів взаємозв'язаних робіт $J = (j_1, j_2, \dots, j_n)$. Комплекс робіт J_i , $i = \overline{1, n}$, в подальшому називається виробом (під виробом також може розумітися серія однотипних виробів). Замовником задана технологія виконання для кожного виробу і бажаний критерій оптимізації (один з п'яти базових критеріїв, зазначених нижче), а також строк початку планового періоду. директивні строки d_i виконання виробів задаються замовником, відповідно до їх критеріїв оптимізації, для всіх виробів, крім випадку оптимізації за першим базовим критерієм. На кожній підмножині J_i заданий частковий порядок орієнтованим ациклічним графом. Часткова впорядкованість очевидним чином визначається технологією виконання комплексу робіт. Кожна наступна робота може початися тільки після завершення попередніх. Вершини графа відповідають роботам, зв'язки вказують на відносини передування. Кінцеві вершини відповідають завершенню виконання виробів. Для кожної вершини графа j відома детермінована тривалість виконання l_j (інтегрований показник, що відображає виділені ресурси – матеріальні, людські, виробничі; тривалість виконання кожного виробу визначається його критичним шляхом); для кожної роботи $i \in I$ (I – множина кінцевих вершин, що ідентифікуються з множиною виробів) задана вага ω_i . Величина ваги визначається потенційної складністю, важливістю і неоднозначністю (для робіт, пов'язаних з необхідністю отримання нового наукового розв'язку) виконання тих робіт, без яких в цілому виріб не може бути виконаний. Роботи виконуються обмеженою множиною ресурсів, розділених на окремі, досить автономні модулі – *мультиресурси* (стійкі групи спільно працюючих ресурсів – наприклад, бригади, групи однотипного обладнання, однопрофільні підрозділи). Мультиресурси можуть знаходитись як в одній, так і в різних організаціях. У загальному випадку, якщо це обумовлено виробничою необхідністю і дозволить більш ефективно виконати заданий обсяг робіт, в мультиресурс може бути включено різнотипове обладнання.

Необхідно:

- знайти портфель замовлень, що максимізує сумарний прибуток за обраним критерієм оптимізації, при якому дотримано початок планового періоду і директивні строки, задані замовниками;
- побудувати для цього портфеля замовлень допустимий (що не порушує директивних строків) поопераційний план виконання комплексів робіт мультиресурсами, який максимізує момент початку самої ранньої роботи, тобто такий, якому відповідав би мінімально можливий час виконання всього портфеля замовлень.

П'ять базових критеріїв оптимізації – максимізація сумарного прибутку підприємства:

1) у разі відсутності директивних строків виробів. В п. 2.3.1 показано, що при цьому критерій оптимальності еквівалентний критерію мінімізації сумарного зваженого моменту завершення виконання виробів при заданому відношенні порядку на множині робіт кожного виробу (задачі МЗМ);

2) за умови: для всіх виробів $i \in I$ введені директивні строки d_i , які не можуть бути порушені (виконання виробів «точно в строк»);

3) за умови: для всіх виробів $i \in I$ введені директивні строки d_i , необхідно мінімізувати сумарне зважене запізнення виконання виробів відносно директивних строків;

4) за умови: для всіх виробів $i \in I$ введені директивні строки d_i . Величина ваги ω_i дорівнює абсолютному прибутку від виконання виробу, вона не залежить від моменту завершення виконання виробу, якщо виріб виконується без запізнення відносно директивного строку, інакше прибуток підприємства за цим виробом дорівнює нулю;

5) за умови: для всіх виробів задані директивні строки d_i . Необхідно мінімізувати сумарний штраф підприємства як за випередження, так і за запізнення відносно директивних строків.

3.1.2 Методологія розв'язання задачі

Задача в такій постановці є БЗКП. Представити технологічний процес у вигляді БЗКП, що адекватна реальному виробничому процесу, є завданням експертам спільно з фахівцями з прикладної математики. Приклад такого представлення БЗКП наведено в розділі 2.

Оптимізаційна задача в даній постановці ефективно не розв'язується: точних розв'язків БЗКП не може бути отримано через її практичну складність, а наближені розв'язки в основному зводяться до покрокової оптимізації, яка не враховує можливість пошуку глобального екстремуму за заданим критерієм. Тому, в [118, 127, 179] було запропоновано ієрархічний підхід до розв'язання задачі планування, що містить три рівні:

1 рівень – попереднє (прогнозне) планування, що включає:

а) побудову моделі технологічної агрегації для зменшення розмірності задачі – агрегація вхідного графа передування до рівня мультиресурсів і побудова агрегованих робіт (об'єднання суміжних операцій, що проводяться в одному і тому ж мультиресурсі за одним виробом). Тривалість агрегованої роботи визначається її критичним шляхом в даному мультиресурсі;

б) побудову моделі конструкторської агрегації – графа критичних шляхів виконання виробів зі спільними вершинами. Критичний шлях в графі, де кожна вершина навантажена тривалістю – це шлях з максимальною тривалістю. Процедури пошуку критичного шляху в графі детально розглянуті в [127]. Побудований за такими правилами граф на критичних шляхах є графом меншої розмірності, так як він включає тільки вершини на критичних шляхах. Таким чином, реалізується агрегування моделі до рівня «одного пристрою». Деякі агреговані роботи, що проводяться в мультиресурсах, які вимагають переналагодження (підготовчих робіт) при виконанні робіт з різними характеристиками, об'єднуються за певними правилами у спільні агреговані роботи, якщо при цьому не потрібно налагодження мультиресурса при переході від однієї роботи до іншої. Це відображено на графі зв'язності спільними вершинами. В цьому випадку налагодження потрібно тільки на початку роз-

кладу і кожен раз, коли мультиресурс перемикається від виконання робіт у «спільній вершині» до виконання інших агрегованих робіт;

в) розв'язання задачі МЗМН [179]. Ця задача служить для визначення пріоритетів виробів і черговості призначення агрегованих робіт на виконання, що в свою чергу є основною інформацією для розв'язання задач другого і третього рівнів моделі. В п. 2.3.2.2 показано, що будь-який з п'яти базових критеріїв можна апроксимувати задачею МЗМН з відповідними ваговими коефіцієнтами. Алгоритм розв'язання описаний в [179]. В результаті отримуємо пріоритетно-упорядковану послідовність виконання агрегованих робіт з розбивкою на підпослідовності максимального пріоритету (ПМП).

2 рівень – узгоджене планування:

а) попередній розподіл агрегованих робіт побудованого графа на критичних шляхах з розбивкою спільних вершин для уточнення інформації про їх об'єднання на стадії розподілу. Для реалізації узгодженого планування розроблено наступні алгоритми розподілу (див. п. 2.4.2) [127, 179, 180, 181]:

- побудова компактних розкладів (алгоритм 1), при цьому розподіл здійснюється з початку планового періоду і мінімізуються моменти завершення виконання виробів;
- побудова незатримуючих розкладів (алгоритм 2), при цьому розподіл здійснюється із заданих замовником директивних строків виробів;
- побудова розкладів, що забезпечують виконання в задані директивні строки виробів з найвищим пріоритетом (алгоритм 3);

б) перевизначення набору спільних вершин відповідно до фактичної інформації про розподіл. Якщо набір спільних вершин змінився, то модель перебудовується і шукається нова послідовність виконання агрегованих робіт (повторне розв'язання задачі МЗМН). Для цього знову виконуються процедури, починаючи з формування графа на критичних шляхах виробів. Для побудови графа використовується набір спільних вершин, отриманий при розподілі агрегованих робіт;

в) отримана в результаті розв'язання задачі МЗМН пріоритетно-впорядкована послідовність виконання агрегованих робіт доповнюється агрегованими роботами, що не лежать на критичних шляхах виробів, з присвоєнням їм відповідного номера ПМП;

г) розподіл отриманого розкладу по мультиресурсам з прив'язкою до планового періоду виконується одним з алгоритмів розподілу, описаних вище, з такими винятками:

- алгоритм виконується на загальному графі зв'язності агрегованих робіт;
- виконується розбивка агрегованих робіт на партії (кількість ітерацій дорівнює кількості партій, вони виконуються для партій замість однієї ітерації для агрегованих робіт повної тривалості);

д) в результаті багаторазового виконання операцій, описаних вище, генерується серія можливих допустимих планів, що відрізняються конкретним критерієм, директивними строками, ваговими коефіцієнтами, технологією реалізації. Експерти оцінюють отримані плани (альтернативи) в різних розрізах і вибирають найкращий план для передачі на третій рівень моделі.

Якщо план, що задовольняє поставленим замовником вимогам, не отримано, то інформаційна модель першого рівня піддається коригуванню (можуть виключатися або додаватися нові вироби, купуватися нове обладнання, змінюватися технологія виконання робіт і т.п.).

Отже, в результаті виконання перших двох рівнів моделі планування ми отримуємо:

- оптимальний портфель замовлень як результат виключення експертами з виконання виробів або частини партій виробів, що порушують директивні строки замовника (якщо небажано придбання додаткового обладнання або виконання виробів із запізненням);
- узгоджений план виконання агрегованих робіт мультиресурсами, затверджений для реалізації експертами;
- директивні строки в БЗКП визначаються моментами завершення виконання виробів у затвердженому плані.

3 рівень – точне (поопераційне) планування (див. розділ 2):

а) дезагрезація мультіресурсов і агрегованих робіт до рівня вхідної технологічної моделі;

б) найбільш компактний поопераційний план є довільним допустимим (що не порушує отримані на другому рівні ТМП директивні строки) розв'язком БЗКП за критерієм максимізації моменту запуску самої ранньої роботи. Приклад методології розв'язання БЗКП наведено в розділі 2.

Таким чином, в результаті виконання перших двох рівнів ТМП, який би вид виробництва ні розглядався, яка б не застосовувалась технологія виконання виробів, і як би не була реалізована БЗКП, розв'язання задачі планування за допомогою одного з п'яти наведених вище критеріїв оптимальності зводиться до отримання допустимого розв'язку БЗКП за критерієм максимізації моменту запуску самої ранньої роботи. Для різних критеріїв оптимальності в задачі змінюються тільки директивні строки, що визначаються алгоритмом узгодженого планування на другому рівні ТМП. А вони, в свою чергу, залежать від пріоритетно-впорядкованої послідовності виконання агрегованих робіт, отриманої під час розв'язання задачі МЗМН.

Ефективність розв'язання БЗКП, таким чином, залежить від ефективності розв'язання задачі МЗМН. У додатку В (п. В.1) статистично обґрунтовується ефективність застосування ЧМ КОП для планування довільних об'єктів з МПТП з оптимізацією за одним з наведених вище п'яти критеріїв. У п. В.2 наведено приклад розв'язання задачі МЗМН.

3.2 Складання розкладу виконання незалежних завдань ідентичними паралельними пристроями, моменти запуску яких менше спільного директивного строку (дві задачі, четвертий рівень ЧМ КОП)

3.2.1 Постановка задачі МСЗПР

Задана множина завдань $J = \{1, 2, \dots, n\}$, m пристроїв однакової продуктивності, для кожного завдання $j \in J$ відома тривалість його виконання l_j . Усі завдання мають спільний директивний строк d . Моменти запуску пристроїв для виконання робіт T_i , $i = \overline{1, m}$, можуть бути різні, і виконується $T_i < d$, $i = \overline{1, m}$.

Необхідно побудувати розклад σ виконання завдань $j \in J$ на m пристроях такий, щоб досягався мінімум функціонала:

$$F(\sigma) = \sum_{j \in J} \max[0; C_j(\sigma) - d],$$

де $C_j(\sigma)$ – момент завершення завдання j у розкладі σ .

Сформульована задача (назвемо її МСЗПР) відноситься до класу NP -трудних. Вона розв'язувана за псевдополіноміальний час при $m = 2$. Вперше ця задача розглядається в [111].

Зазначена задача знаходить широке застосування при розробці систем планування виробництва, управління проектами, управління будівництвом і в інших областях. Зокрема, алгоритм розв'язання задачі використаний на четвертому рівні ЧМ КОП (розділ 2).

В [179] запропонований ПДС-алгоритм розв'язання задачі для випадку, коли моменти запуску пристроїв фіксовані та рівні (МСЗП). Ми розвиваємо результати, запропоновані в [179], і пропонуємо ПДС-алгоритм розв'язання задачі МСЗПР, розроблений на основі дослідження теоретичних властивостей задачі МСЗПР і ПДС-алгоритму розв'язання задачі МСЗП.

3.2.2 Основні теоретичні положення за задачею МСЗП

Важкорозв'язувана задача комбінаторної оптимізації «Мінімізація сумарного запізнення завдань зі спільним директивним строком на паралельних пристроях» (МСЗП) формулюється таким чином [179].

Задана множина завдань J , число завдань n , число пристроїв m , для кожного $j \in J$ відома тривалість його виконання l_j . Усі завдання мають спільний директивний строк d . Необхідно побудувати розклад σ виконання завдань $j \in J$ на m пристроях однакової продуктивності такий, щоб досягався мінімум функціонала [179]:

$$f(\sigma) = \sum_{j \in J} \max \{0; C_j(\sigma) - d\},$$

де $C_j(\sigma)$ — момент завершення завдання j у розкладі σ .

Передбачається, що всі завдання множини J надходять одночасно, процес обслуговування кожного завдання можна почати в будь-який момент часу, він буде протікати без переривань до завершення обслуговування завдання.

Задача МСЗП відноситься до класу NP -трудних [47].

Розглянемо властивості задачі МСЗП, викладені в [179]. Будемо використовувати наступні позначення та визначення:

1) $P_i(\sigma)$ – множина незапізнених завдань множини J у розкладі пристрою i ;

2) $S_i(\sigma)$ – множина запізнених завдань множини J у розкладі пристрою i , для яких виконуються умови: $S_j^H < d$, $C_j > d$, $\forall j \in S_i(\sigma)$, де S_j^H – момент початку виконання завдання j ;

3) $Q_i(\sigma)$ – множина запізнених завдань множини J у розкладі пристрою i , для яких виконуються умови: $S_j^H \geq d$, $\forall j \in Q_i(\sigma)$.

$$4) P = \bigcup_{i=1,m} P_i; S = \bigcup_{i=1,m} S_i; Q = \bigcup_{i=1,m} Q_i;$$

$$5) R_i(\sigma) = d - \sum_{j \in P_i(\sigma)} l_j - \text{резерв часу пристрою } i \text{ у розкладі } \sigma;$$

$$6) \Delta_i(\sigma) = \sum_{j \in P_i(\sigma) \cup S_i(\sigma)} l_j - d - \text{запізнення завдання } j \in S_i(\sigma) \text{ відносно директивного строку};$$

строку;

7) Ψ_{PS} – клас розкладів, що задовольняє умовам:

$$a) P \cup S = \{1, 2, \dots, |P \cup S|\};$$

$$б) \text{ якщо } P \cup S < n, \text{ то } \sum_{j \in P_i \cup S_i} l_j \geq d, \text{ і } Q_i \setminus S_i \text{ містить ті й тільки ті елементи,}$$

які відрізняються від $|P \cup S| + i$ на величину, кратну m , $i = \overline{1, m}$.

8) $\Psi_P \in \Psi_{PS}$ – клас розкладів, що задовольняє також наступним умовам:

$$a) P = \{1, 2, \dots, |P|\};$$

$$б) \min_{j \in S(\sigma)} l_j > \max_{i=1,m} R_i(\sigma);$$

$$в) S_{j_k}^i \leq S_{j_l}^i, \text{ якщо } l_{j_k} \leq l_{j_l}, \forall j_k, j_l \in S(\sigma).$$

9) $|P(\sigma)|$ – потужність множини $P(\sigma)$;

10) P_{\min} – мінімальна кількість завдань множини P , при якому $\Psi_P \neq \emptyset, |P| < n$;

11) P_{\max} – максимальна кількість завдань множини P , $|P| < n$;

12) Розклад з однаковим числом запізнених завдань на пристроях назовемо рівномірним;

13) L_{\max} – максимальне число запізнених завдань на пристроях;

14) L_{\min} – мінімальне число запізнених завдань на пристроях;

15) $i = \overline{1, k}$ – пристрої із числом запізнених завдань L_{\max} ;

16) $\Delta_{\Sigma}(\sigma) = \sum_{i=1}^k \Delta_i$; $R_{\Sigma}(\sigma) = \sum_{i=k+1}^m R_i$; $\Omega_{\Sigma}(\sigma) = \min\{R_{\Sigma}(\sigma), \Delta_{\Sigma}(\sigma)\}$;

17) Нехай $I_R(\sigma)$ – множина номерів пристроїв розкладу σ , на яких запізнюється менша кількість завдань; $I_{\Delta}(\sigma)$ – множина номерів пристроїв розкладу σ , на яких запізнюється більша кількість завдань.

18) Клас $\Psi(\sigma_p) \in \Psi_{PS}$ складається з довільних розкладів σ , отриманих у результаті спрямованих послідовних перестановок, виконаних у довільному порядку, що зменшують $\Delta_{\Sigma}(\sigma)$, і, отже, $R_{\Sigma}(\sigma)$. Ці перестановки послідовно виконуються з деякого розкладу $\sigma \in \Psi_P$ і здійснюються за допомогою переносу незапізнених завдань між пристроями I_{Δ} і I_R у поточному розкладі σ_k . При цьому порядок виконання завдань на пристроях, крім зазначених вище, не змінюється. У результаті проведеної перестановки в отриманому розкладі σ_{k+1} може змінитися кількість запізнених завдань тільки на одному із пристроїв із множини $I_{\Delta}(\sigma_k)$ з номером i_1 і на одному пристрої із множини $I_R(\sigma_k)$ з номером i_2 . Перестановка є забороненою, якщо в розкладі σ_{k+1} кількість завдань на пристрої i_2 більше кількості завдань на пристрої i_1 ;

19) σ^* – оптимальний розклад виконання множини завдань J [179].

Теорема 3.1 [156]. Існує оптимальний розклад $\sigma^* \in \Psi_{PS}$.

Сформулюємо основні властивості задачі МСЗП, що використовуються при побудові ПДС-алгоритму її розв'язання.

Твердження 3.1 [179]. Для всіх можливих розкладів $\sigma \in \Psi_P$, побудованих на множині завдань J , справедливо: $P_{\max} - P_{\min} < m$.

Твердження 3.2 [179]. При побудові оптимального розкладу в результаті спрямованих перестановок можливі переміщення завдань тільки між множинами $P(\sigma)$ і $S(\sigma)$.

Твердження 3.3 [179]. При перестановці завдання $j \in P(\sigma)$ з пристрою i_k з більшим числом запізнених завдань на пристрій i_l з меншим числом запізнених завдань Δ_{i_k} зменшується на величину, рівну l_j .

Твердження 3.4 [179]. Максимальна різниця кількості запізнених завдань на пристроях у розкладах $\sigma \in \Psi_P$ не перевищує одиниці.

Достатня ознака оптимальності допустимого розв'язку №1.

Теорема 3.2 [179]. Рівномірний розклад $\sigma \in \Psi_P$ є оптимальним.

Теорема 3.3 [179]. Якщо в розкладах $\sigma \in \Psi_P$, $\sigma' \in \Psi_P$, побудованих на заданій множині завдань J , максимальне число запізнених завдань однаково, то при $R_\Sigma(\sigma) \neq 0$ і $R_\Sigma(\sigma') \neq 0$ справедливо: $R_\Sigma(\sigma) - R_\Sigma(\sigma') = \Delta_\Sigma(\sigma) - \Delta_\Sigma(\sigma')$.

Теорема 3.4 [179]. Для будь-яких двох розкладів $\sigma \in \Psi_P$ і $\sigma' \in \Psi_P$ виконується:

$$F(\sigma) - F(\sigma') = \Omega_\Sigma(\sigma) - \Omega_\Sigma(\sigma'). \quad (3.1)$$

Достатня ознака оптимальності допустимого розв'язку №2.

Теорема 3.5 [179]. Якщо в розкладі $\sigma \in \Psi_P$ виконується $\Omega_\Sigma(\sigma) = \min\{R_\Sigma(\sigma), \Delta_\Sigma(\sigma)\} = 0$, то розклад σ оптимальний.

Величина $\Omega_\Sigma(\sigma) = \min\{R_\Sigma(\sigma), \Delta_\Sigma(\sigma)\}$ є основною характеристикою розкладу $\sigma \in \Psi_P$, де $\Delta_\Sigma(\sigma)$ показує, наскільки можна теоретично зменшити значення функціонала $F(\sigma)$, щоб одержати оптимальний розклад. Сумарний резерв $R_\Sigma(\sigma)$ показує, які резерви існують для одержання оптимального розкладу [179].

Теорема 3.6 [179]. Для розкладу $\sigma \in \Psi_P$ справедливо наступне співвідношення:

$$F(\sigma) - F(\sigma^*) \leq \Omega_\Sigma(\sigma).$$

Теорема 3.7 [179]. Для будь-якого розкладу $\sigma \in \Psi(\sigma_P)$ справедлива оцінка відхилення показника якості від оптимального значення:

$$F(\sigma) - F(\sigma^*) \leq \Omega_\Sigma(\sigma).$$

Наслідок. Для розкладів $\sigma \in \Psi(\sigma_P)$ справедливі теореми 3.5 і 3.6.

Таким чином, у розкладах $\sigma \in \Psi(\sigma_P)$ зміна значення функціонала так само, як і в розкладах $\sigma \in \Psi_P$, визначається величинами $\Delta_\Sigma(\sigma)$, $R_\Sigma(\sigma)$ [179].

Теорема 3.8 [179]. Якщо в розкладі $\sigma \in \Psi(\sigma_P)$ величина $\Omega_\Sigma(\sigma) = \min\{R_\Sigma(\sigma), \Delta_\Sigma(\sigma)\}$ досягає найменшого значення, то розклад σ оптимальний.

3.2.3 Дослідження властивостей задачі МСЗПР

У задачі МСЗПР, на відміну від задачі МСЗП, задані різні моменти запуску пристроїв, тому змінюється процедура побудови початкового розкладу σ^{up} .

Пронумеруємо пристрої за неспаданням значень T_i , а завдання множини $J = \{1, 2, \dots, n\}$ за неспаданням значень l_j і розіб'ємо множину J на (необов'язково непусти) підмножини $J_1, J_2, \dots, J_i, \dots, J_m$, що попарно не мають спільних елементів, де J_i – множина завдань, що обслуговуються i -м пристроєм, $i = \overline{1, m}$, наступним чином. На першому кроці вибираємо завдання j з мінімальним l_j і призначаємо на пристрій i з мінімальним T_i . Визначаємо момент звільнення пристрою i : $T_i^{звільн} = T_i^{звільн} + l_j$. Далі вибираємо чергове завдання i і призначаємо на пристрій з мінімальним моментом звільнення $T_i^{звільн}$. Таку процедуру виконуємо до тих пір, поки всі завдання не будуть розподілені на виконання. Позначимо отриманий розклад через σ^{up} .

Твердження 3.5. Розклад σ^{up} належить класу Ψ_{PS} .

Справедливість цього твердження очевидна і слідує безпосередньо з процедури побудови послідовності σ^{up} .

Твердження 3.6. Розклад σ^{up} належить класу Ψ_P .

Доведення очевидне, тому що розклад σ^{up} задовольняє всім сформульованим в п. 3.2.2 умовам для класу Ψ_P .

Покажемо, що всі розклади класу Ψ_P , побудовані на множині завдань J в задачі МСЗПР, мають ті самі властивості, що й розклади класу Ψ_P , побудовані для задачі МСЗП.

В твердженні 3.7 і теоремі 3.9 враховані різні моменти запуску пристроїв.

Твердження 3.7. Для всіх можливих розкладів $\sigma \in \Psi_P$, побудованих на множині завдань J в задачі МСЗПР, справедливо: $P_{\max} - P_{\min} < m$.

Доведення. Для будь-якого розкладу $\sigma \in \Psi_P$ виконується

$$\sum_{j=1}^{|P(\sigma)|} l_j = md - \sum_{i=1}^m T_i - \sum_{i=1}^m R_i(\sigma).$$

Отже, $|P(\sigma)| = P_{\min}(P_{\max})$ справедливо для такого розкладу σ , в якому $\sum_{i=1}^m R_i(\sigma^{\text{уп}})$ має максимально можливе (мінімально можливе) значення серед усіх розкладів класу Ψ_P . Але для кожного пристрою i розкладу $\sigma \in \Psi_P$ виконується $R_i(\sigma) < \min_{j \in S(\sigma)} l_j$. Отже,

$$\sum_{i=1}^m R_i(\sigma) < m \cdot \min_{j \in S(\sigma)} l_j \leq \sum_{i=1}^m l_{|P(\sigma)|+i} \text{ і } P_{\max} - P_{\min} < m.$$

Теорема 3.9. Якщо в розкладах $\sigma \in \Psi_P$, $\sigma' \in \Psi_P$, побудованих на заданій множині завдань J у задачі МСЗПР, максимальне число запізнених завдань однаково, то при $R_{\Sigma}(\sigma) \neq 0$ і $R_{\Sigma}(\sigma') \neq 0$ справедливо: $R_{\Sigma}(\sigma) - R_{\Sigma}(\sigma') = \Delta_{\Sigma}(\sigma) - \Delta_{\Sigma}(\sigma')$.

Доведення. Нехай $md - \sum_{i=1}^m T_i = R^0$ і виконується умова $R_1 \geq R_2 \geq R_3 \geq \dots \geq R_m$:

$$\begin{aligned} R^0 &= \sum_{j \in P(\sigma)} l_j + \sum_{j \in S(\sigma)} l_j - \sum_{i=1}^m \Delta_i = \sum_{j \in P(\sigma)} l_j - \\ &- \sum_{i=1}^k \Delta_i(\sigma) + \sum_{j=p+1}^{p+k} l_j + \left(\sum_{j=p+k+1}^{p+m} l_j - \sum_{i=k+1}^m \Delta_i \right) = \\ &= \sum_{j \in P(\sigma)} l_j + \left(\sum_{j=p+1}^{p+k} l_j - \Delta_{\Sigma}(\sigma) \right) + R_{\Sigma}(\sigma) = \text{const.} \end{aligned} \quad (3.2)$$

Розглянемо наступні випадки:

а) $P(\sigma) = P(\sigma')$, справедливість теореми очевидна відповідно до (3.2);

б) $P(\sigma) < P(\sigma')$, в цьому випадку завдання $j \in S(\sigma), j = \overline{p+1, p+k'}$, $k' < k$, стали незапізненими, тобто увійшли в множину $P(\sigma')$:

$$R^0 = \left(\sum_{j \in P(\sigma)} l_j + \sum_{j=p+1}^{p+k'} l_j \right) + \left(\sum_{j=p+k'+1}^{p+k} l_j - \Delta_{\Sigma}(\sigma') \right) + R_{\Sigma}(\sigma'),$$

теорема справедлива згідно (3.2);

в) $P(\sigma) > P(\sigma'')$, $\Delta_{\Sigma}(\sigma) < \Delta_{\Sigma}(\sigma'')$; в цьому випадку число запізнених завдань на пристроях $i = \overline{k+1, k+k''}$, $k'' < m$ збільшилася, тому що частина завдань з множини $P(\sigma)$ стали запізненими:

$$R^0(\sigma) = \sum_{j \in P(\sigma)} l_j - \sum_{j=p-k''+1}^p l_j + \left(\sum_{j=p-k''+1}^p l_j + \sum_{j=p+1}^{p+k} l_j - \Delta_{\Sigma}(\sigma') \right) + R_{\Sigma}(\sigma').$$

Теорема справедлива згідно (3.2). Теорема доведена.

Отже, на підставі тверджень 3.6, 3.7 і теореми 3.9, теореми 3.1, 3.2, 3.4–3.7 і твердження 3.2–3.4 (включаючи достатні ознаки оптимальності та оцінки відхилення розкладів від оптимуму) справедливі також для задачі МСЗПР.

Таким чином, для задачі МСЗПР справедливо:

- розклад $\sigma \in \Psi_P$ оптимальний, якщо в ньому виконується: $\Omega_{\Sigma}(\sigma) = \min\{R_{\Sigma}(\sigma), \Delta_{\Sigma}(\sigma)\} = 0$;
- розклад $\sigma \in \Psi(\sigma_P)$ оптимальний, якщо в ньому $\Omega_{\Sigma}(\sigma) = \min\{R_{\Sigma}(\sigma), \Delta_{\Sigma}(\sigma)\}$ досягає найменшого значення.

ПДС-алгоритми А1 та А2 розв'язання задачі МСЗП [179] модифіковані для розв'язання задачі МСЗПР з урахуванням моментів запуску пристроїв.

3.2.4 Опис ПДС-алгоритму розв'язання задачі МСЗПР

ПДС-алгоритм А розв'язання поставленої задачі є модифікацією алгоритму А2 [179]. Алгоритм складається з двох етапів: Етап 1 (Алгоритм А0) – побудова початкового розкладу $\sigma^{\text{уп}}$. Етап 2 (Алгоритм А) – побудова оптимального розкладу σ^* .

ПДС-алгоритм розв'язання задачі МСЗПР включає поліноміальну складову і наближений алгоритм і будується тільки на спрямованих перестановках. Поліноміа-

льна складова алгоритму задається детермінованою процедурою послідовного виконання спрямованих перестановок, загальна кількість яких обмежена поліномом від кількості завдань і кількості пристроїв. В результаті розв'язання задачі отримуємо або строго оптимальний розв'язок поліноміальною складовою алгоритму (якщо в процесі обчислень виконалась одна з достатніх ознак оптимальності), або наближений з нижньою границею відхилення від оптимуму для кожної індивідуальної задачі.

Опис Алгоритму А0

1. Пронумеруємо завдання множини $J = \{1, 2, \dots, n\}$ за неспаданням значень l_j .
2. Пронумеруємо пристрої за неспаданням значень T_i .
3. Вважаємо $T_i^{\text{звільн}} = T_i \quad \forall i = \overline{1, m}$.
4. Вибираємо завдання j з мінімальним l_j з непризначених завдань і призначаємо на пристрій i з мінімальним моментом звільнення $T_i^{\text{звільн}}$.
5. Визначаємо новий момент звільнення пристрою i : $T_i^{\text{звільн}} = T_i^{\text{звільн}} + l_j$.
6. Якщо всі завдання розподілені на виконання, кінець алгоритму. У протилежному випадку переходимо на п. 4.

Позначимо отриманий розклад через $\sigma^{\text{уп}}$.

В алгоритмі А використовуються наступні типи перестановок.

Перестановка 1P-0P-Δ. Із пристрою $h \in I_{\Delta}(\sigma)$ переміщається завдання j на пристрій $r \in I_R(\sigma)$. Завдання j задовольняє умовам $l_j \geq \Delta_h(\sigma)$, $l_j \leq R_r(\sigma)$.

Перестановка 1P-0P-RΔ. Із пристрою $h \in I_{\Delta}(\sigma)$ переміщається завдання j на пристрій $r \in I_R(\sigma)$. Завдання j задовольняє умовам $l_j < \Delta_h(\sigma)$; $l_j > R_r(\sigma)$.

Перестановка 1P-0P-R. Із пристрою $h \in I_{\Delta}(\sigma)$ на пристрій $r \in I_R(\sigma)$ переміщається завдання j таке, що $l_j \leq \Delta_h(\sigma)$, $l_j \leq R_r(\sigma)$.

Опис Алгоритму А

1. Побудова початкового розкладу $\sigma^{\text{уп}}$ Алгоритмом А0.
2. Визначаємо $\Omega_{\Sigma}(\sigma^{\text{уп}})$. Якщо $\Omega_{\Sigma}(\sigma^{\text{уп}}) = 0$, то розклад $\sigma^{\text{уп}}$ оптимальний, кінець алгоритму. Інакше переходимо на п. 3.

3. Якщо $R_{\Sigma}(\sigma) \geq \Delta_{\Sigma}(\sigma)$, виконуємо пункт 4. Інакше вважаємо $\sigma = \sigma^{yp}$, переходимо на п. 9.

4. Вважаємо $\sigma = \sigma^{yp}$, $h = 1$, $f = f(\sigma)$, де $f(\sigma)$ – кількість пристроїв з більшим числом запізнених завдань.

5. Якщо для пристрою h можлива перестановка $1P-0P-\Delta$, то виконуємо її. Одержуємо розклад σ' , переходимо на п. 6. У протилежному випадку переходимо на п. 7.

6. Вважаємо $h = h + 1$. Якщо $h \leq f$, переходимо на п. 5, інакше на п. 8.

7. Якщо для пристрою h можлива перестановка $1P-0P-R$, то виконуємо її. Переходимо на п. 6.

8. Якщо $\Omega_{\Sigma}(\sigma) = 0$, то реалізувалася поліноміальна складова алгоритму, розклад σ оптимальний. Визначаємо значення функціонала. Інакше $\Omega_{\Sigma}(\sigma)$ – оцінка відхилення функціонала від оптимального, кінець алгоритму.

9. Вважаємо $r = f(\sigma) + 1$.

10. Якщо для пристрою r можлива перестановка $1P-0P-R\Delta$, виконуємо її. Одержуємо розклад σ' , переходимо на п. 11. У протилежному випадку переходимо на п. 12.

11. Вважаємо $r = r + 1$. Якщо $r \leq m$, перехід на п. 10, інакше на п. 13.

12. Якщо для пристрою r можлива перестановка $1P-0P-R$, виконуємо її, одержуємо розклад σ' . Переходимо на п. 11.

13. Якщо $\Omega_{\Sigma}(\sigma) = 0$, то реалізувалася поліноміальна складова алгоритму, розклад σ оптимальний. Визначаємо значення функціонала, що оптимізується. Інакше $\Omega_{\Sigma}(\sigma)$ – оцінка відхилення функціонала від оптимального, кінець алгоритму.

Трудомісткість алгоритму А визначається поліномом $O(mn \log n)$.

Алгоритм розв'язання задачі МСЗПР відноситься до ПДС-алгоритмів другого класу [179]. Поліноміальна складова ПДС-алгоритму збігається з наближеним підалгоритмом – поліноміальною апроксимацією точного алгоритму розв'язання задачі.

3.2.5 Ілюстративний приклад розв'язання задачі МСЗПР

Задане: $m = 4$, $n = 17$, $d = 10$, значення T_i і l_j наведено в табл. 3.1, 3.2, Початковий розклад $\sigma^{\text{уп}}$ наведено в табл. 3.3.

Таблиця 3.1 – Параметри завдань

j	1	2	3	4	5	6	7	8	9
l_j	1	1	1	2	2	2	3	3	3
j	10	11	12	13	14	15	16	17	
l_j	4	4	4	5	5	5	6	6	

Таблиця 3.2 – Параметри пристроїв

i	1	2	3	4
T_i	0	1	2	3

Маємо $F_{\Sigma}(\sigma^{\text{уп}}) = 26$, $\Delta_{\Sigma}(\sigma^{\text{уп}}) = 3$, $R_{\Sigma}(\sigma^{\text{уп}}) = 2$. Завдання 6 з пристрою 2 переносимо на пристрій 4. Отримуємо розклад σ^* (табл. 3.4).

Таблиця 3.3 – Початковий розклад $\sigma^{\text{уп}}$

i	j	l_j	d	c_j	F	i	j	l_j	D	c_j	F
1	1	1	10	1		2	17	6	10	19	9
1	5	2	10	3		3	3	1	10	3	
1	9	3	10	6		3	7	3	10	6	
1	11	4	10	10		3	12	4	10	10	
1	15	5	10	15	5	3	16	6	10	16	6
2	2	1	10	2		4	4	2	10	5	
2	6	2	10	4		4	8	3	10	8	
2	10	4	10	8		4	14	5	10	13	3
2	13	5	10	13	3						

Таблиця 3.4 – Розклад після перестановки

i	j	l_j	d	c_j	F	i	j	l_j	d	c_j	F
1	1	1	10	1		3	3	1	10	3	
1	5	2	10	3		3	7	3	10	6	
1	9	3	10	6		3	12	4	10	10	
1	11	4	10	10		3	16	6	10	16	6
1	15	5	10	15	5	4	4	2	10	5	
2	1	1	10	2		4	6	2	10	7	
2	10	4	10	6		4	8	3	10	10	
2	13	5	10	11	1	4	14	5	10	15	5
2	17	6	10	17	7						

$F_{\Sigma}(\sigma^*) = 24$. Отриманий розклад оптимальний, тому що $R_{\Sigma}(\sigma^*) = 0$.

3.2.6 Статистичні дослідження ПДС-алгоритму розв'язання задачі МСЗПР

Для дослідження алгоритмів використовувалася система моделювання, написана мовою C# у середовищі розробки Microsoft Visual Studio 2010. Розклади генерувалися випадковим образом з рівномірним розподілом параметрів, тривалості завдань вибиралися з інтервалу від 1 до 200, директивний строк розраховувався як $0,7L/m$, де L – сумарна тривалість усіх завдань. Моменти запуску пристроїв вибиралися з рівномірно розподіленого інтервалу цілих чисел від 1 до d . Проводилося 2000 випробувань для кожної пари (n, m) .

Для задачі МСЗПР були отримані наступні результати. Дослідження, наведені нижче, проводилися на процесорі Intel Pentium Core 2 Duo з тактовою частотою 3,4 ГГц при об'ємі оперативної пам'яті 4 Гбайт.

У табл. 3.5 показано середній (за 100 випробувань) час розв'язання (у мілісекундах) задачі МСЗПР поліноміальною обчислювальною схемою А (наведеною в п. 3.2.4) залежно від кількості завдань n і кількості пристроїв m .

У табл. 3.6 наведена частота одержання оптимального розв'язку у відсотках за 2000 випробувань для алгоритму А залежно від розмірності задачі.

Сумарна кількість перестановок по типах за 2000 випробувань при $n = 3000$ наведена в табл. 3.7.

Таблиця 3.5. Середній час розв'язання задачі МСЗПР поліноміальною обчислювальною схемою А залежно від розмірності задачі, мс

$n \backslash m$	5	10	15	20	30
3000	0,84	0,89	0,88	0,94	0,82
5000	1,40	1,39	1,43	1,33	1,46
10000	2,96	3,28	2,96	3,28	3,35
20000	7,35	8,16	7,49	7,81	7,96
40000	19,68	20,81	20,15	20,82	20,62

Таблиця 3.6. Частота одержання оптимального розв'язку, %, за 2000 випробувань

$n \backslash m$	5	7	10	15	20	30
100	94,7	100,0	98,4	73,0	65,0	95,3
200	83,6	96,8	97,1	86,0	97,5	74,9
400	83,8	75,7	84,3	85,5	99,9	99,2
600	79,7	82,1	91,2	84,3	90,5	99,4
800	70,3	81,0	81,8	92,8	89,7	90,8
1000	72,0	69,8	64,6	94,8	91,7	71,1
1500	65,2	67,9	68,2	65,0	71,3	93,9
2000	61,0	60,6	65,7	80,2	48,5	96,7
2500	63,3	63,2	67,7	54,8	50,6	79,0
3000	65,6	58,0	64,5	65,4	57,0	39,1

Ефективність перестановок (середнє зменшення цільового функціонала на одну перестановку) за 2000 випробувань при $n = 3000$ наведена в табл. 3.8. Найефективнішими перестановочними процедурами виявилися перестановки 1P-0P- Δ і 1P-0P- R . Особливість цих двох перестановок – в тому, що для них характерне зменшення параметра оцінки оптимальності розв'язку $\Omega_{\Sigma}(\sigma)$ за рахунок зниження сумарного резерву $R_{\Sigma}(\sigma)$, тобто максимального використання резерву, який мають пристрої.

Таблиця 3.7. Сумарна кількість перестановок по типах за 2000 випробувань при $n = 3000$

$m \backslash$ Тип	1P-0P- Δ	1P-0P- $R\Delta$	1P-0P- R
5	2056	0	6686
7	3096	0	9817
10	4793	84	8339
15	6789	557	10726
20	7127	1475	15045
30	12157	8837	29841

Кількість оптимумів, визначених за умовами $\Delta_s = 0$ або $R_s = 0$, наведена в табл. 3.9. Випадок $F(\sigma) = 0$ з експерименту виключався. Середнє відхилення від оптимального розв'язку за 2000 випробувань наведене в табл. 3.10.

Таблиця 3.8. Середнє зменшення цільового функціонала на одну перестановку за 2000 випробувань при $n = 3000$

$m \backslash$ Тип	$1P-0P-\Delta$	$1P-0P-R\Delta$	$1P-0P-R$
5	20,876	0	3,577
7	20,265	0	3,571
10	22,991	1,133	4,988
15	21,851	1,053	3,867
20	18,514	1,826	3,325
30	17,372	2,593	4,326

Таблиця 3.9. Кількість оптимумів, визначених за умовами $\Delta_s = 0$ або $R_s = 0$, за 2000 випробувань

$m \backslash$ Тип	$n = 100$		$n = 200$		$n = 400$		$n = 800$		$n = 1500$		$n = 2500$		$n = 3000$	
	$R_s = 0$	$\Delta_s = 0$	$R_s = 0$	$\Delta_s = 0$	$R_s = 0$	$\Delta_s = 0$	$R_s = 0$	$\Delta_s = 0$	$R_s = 0$	$\Delta_s = 0$	$R_s = 0$	$\Delta_s = 0$	$R_s = 0$	$\Delta_s = 0$
5	1296	586	523	1095	491	1131	74	1241	0	1200	0	1158	0	1210
7	1456	544	139	1799	642	797	215	1345	10	1254	0	1159	0	1045
10	128	1853	1571	376	448	1195	512	1069	116	1155	0	1264	9	1183
15	1387	0	1690	0	1563	113	35	1820	414	788	181	797	36	1179
20	0	1214	0	1979	1997	35	409	1378	981	362	153	742	94	939
30	0	1944	1450	0	2032	0	1698	122	1724	159	84	1465	380	274

Таблиця 3.10. Середнє відхилення від оптимального розв'язку за 2000 випробувань

$n \backslash m$	5	7	10	15	20	30
100	$4,73 \cdot 10^{-5}$	0	$4,76 \cdot 10^{-7}$	0,003364	0,002439	$4,66 \cdot 10^{-7}$
200	$4,78 \cdot 10^{-7}$	$4,77 \cdot 10^{-7}$	$4,75 \cdot 10^{-7}$	0,000469	$4,7 \cdot 10^{-7}$	0,003107
400	$2,3 \cdot 10^{-7}$	$9,59 \cdot 10^{-7}$	$4,74 \cdot 10^{-7}$	$4,72 \cdot 10^{-7}$	$4,69 \cdot 10^{-7}$	$5,46 \cdot 10^{-5}$
600	$6,53 \cdot 10^{-8}$	$3,64 \cdot 10^{-7}$	$3,13 \cdot 10^{-6}$	$4,71 \cdot 10^{-7}$	$4,15 \cdot 10^{-5}$	$4,57 \cdot 10^{-6}$
800	$4,75 \cdot 10^{-7}$	$4,74 \cdot 10^{-7}$	$5,05 \cdot 10^{-7}$	$1,01 \cdot 10^{-6}$	$4,68 \cdot 10^{-7}$	$4,63 \cdot 10^{-7}$
1000	$4,74 \cdot 10^{-7}$	$6,48 \cdot 10^{-8}$	$1,56 \cdot 10^{-7}$	$3,71 \cdot 10^{-7}$	$2,5 \cdot 10^{-6}$	$4,62 \cdot 10^{-7}$
1500	$4,71 \cdot 10^{-7}$	$6,23 \cdot 10^{-9}$	$8,21 \cdot 10^{-9}$	$4,67 \cdot 10^{-7}$	$3,21 \cdot 10^{-7}$	$2,22 \cdot 10^{-6}$
2000	$4,69 \cdot 10^{-7}$	$4,68 \cdot 10^{-7}$	$4,67 \cdot 10^{-7}$	$2,57 \cdot 10^{-8}$	$5,94 \cdot 10^{-8}$	$7,75 \cdot 10^{-7}$
2500	$4,67 \cdot 10^{-7}$	$4,66 \cdot 10^{-7}$	$4,64 \cdot 10^{-7}$	$9,53 \cdot 10^{-9}$	$2,88 \cdot 10^{-8}$	$4,55 \cdot 10^{-7}$
3000	$4,64 \cdot 10^{-7}$	$4,63 \cdot 10^{-7}$	$4,62 \cdot 10^{-7}$	$4,15 \cdot 10^{-9}$	$4,57 \cdot 10^{-7}$	$2,06 \cdot 10^{-8}$

3.2.1 Постановка задачі МСЗПБ

Задана множина завдань $J = \{1, 2, \dots, n\}$, m пристроїв однакової продуктивності, для кожного завдання $j \in J$ відома тривалість його виконання l_j . Усі завдання мають спільний директивний строк d . Моменти запуску пристроїв для виконання робіт T_i , $i = \overline{1, m}$, можуть бути різні, і виконується $T_i < d$, $i = \overline{1, m}$. Для завдань $j \in J'$, $J' \subseteq J$, введена вимога виконання без запізнення: $C_j \leq d, j \in J'$.

Необхідно побудувати розклад σ виконання завдань $j \in J$ на m пристроях такий, щоб досягався мінімум функціонала:

$$F(\sigma) = \sum_{j \in J} \max[0; C_j(\sigma) - d],$$

де $C_j(\sigma)$ – момент завершення завдання j у розкладі σ .

Сформульована задача (назвемо її МСЗПБ) вперше розглядається в [157]. Вона є NP-трудною, оскільки задача МСЗПР також є NP-трудною. Це – одноетапна задача календарного планування, яка є природним узагальненням задачі МСЗПР, використовуваний на четвертому рівні ЧМ КОП (розділ 2). Наведемо ефективний наближений алгоритм її розв'язання і покажемо, що для даного алгоритму існує нижня межа оптимального значення функціоналу, яку можна конструктивно побудувати.

3.2.2 Наближений алгоритм розв'язання задачі МСЗПБ, теоретичні властивості наближеного алгоритму

Алгоритм розв'язання задачі МСЗПБ:

1 Спочатку ПДС-алгоритмом розв'язання задачі МСЗПР (п. 3.2.4) розподіляються завдання $j \in J'$ (моменти готовності пристроїв для виконання робіт дорівнюють T_i , $i = \overline{1, m}$).

В результаті розв'язання задачі ПДС-алгоритмом можливі наступні випадки:

а) побудовано допустимий розклад (сумарне запізнення дорівнює нулю). Перехід на п. 2;

б) отримано оптимальний розв'язок (на розв'язку виконана одна з достатніх ознак оптимальності), в якому сумарне запізнення більше нуля. В цьому випадку допустимого розв'язку вихідної задачі МСЗПБ не існує (див. твердження 3.8). Кінець алгоритму;

в) допустимий розв'язок не побудований, хоча він може існувати. Кінець алгоритму (наближений алгоритм не розв'язав поставлену задачу).

2 Після розподілу завдань $j \in J'$ за пристроями визначаються нові початкові моменти їх готовності до обслуговування завдань, а з множини J виключаються завдання $j \in J'$. Сформульована задача є задачею МСЗПР і розв'язується її ПДС-алгоритмом (п. 3.2.4).

Твердження 3.8. Нехай ПДС-алгоритм для задачі МСЗПР, сформульованої в п. 1 наближеного алгоритму, знайшов оптимальний розв'язок задачі (його поліноміальна складова побудувала розв'язок, який задовольняє однієї з достатніх ознак оптимальності), для якого сумарне запізнення строго більше нуля. Тоді вихідна задача МСЗПБ не має допустимого розв'язку.

Доказ. Нехай допустимий розв'язок вихідної задачі існує. Тоді в сформульованій в п. 1 задачі існує допустимий розв'язок з сумарним запізненням, рівним нулю, що неможливо, тому що значення сумарного запізнення для довільного розв'язку задачі, сформульованої в п. 1, не може бути менше сумарного запізнення її оптимального розв'язку.

Твердження 3.9. Якщо ПДС-алгоритм розв'язання задачі МСЗПР, сформульованої в п. 2 наближеного алгоритму, розв'язав отриману індивідуальну задачу оптимально (його поліноміальна складова побудувала розв'язок, який задовольняє одному з достатніх ознак оптимальності), то результуючий розклад, отриманий в результаті виконання п. 1 і 2, є умовно-оптимальним – отримано мінімальне сумарне запізнення завдань з множини $J \setminus J'$ при знайдених в п. 2 моментах готовності пристроїв для виконання завдань з цієї множини.

Справедливість твердження 3.9 очевидна.

Твердження 3.10. Знімемо в завданні МСЗПБ обмеження на виконання завдань $j \in J'$ без запізнення. Отриману задачу МСЗПР розв'язуємо ПДС-алгоритмом (п. 3.2.4). Тоді для оптимального розв'язку задачі (в процесі розв'язання виконується одна з достатніх ознак оптимальності) вірно наступне:

а) якщо всі завдання множини J' не порушують директивний строк, то отримано оптимальний розв'язок задачі МСЗПБ;

б) якщо хоча б одне завдання $j \in J'$ порушує директивний строк, то значення функціонала на оптимальному розв'язку задачі МСЗПР, сформульованої в твердженні 3.10, є нижньою межею значення функціоналу оптимального розв'язку задачі МСЗПБ.

Доказ випливає з того, що при знятті обмежень на завдання множини J' оптимальне значення функціоналу задачі МСЗПР не може бути більше оптимального значення функціоналу вихідної задачі.

3.3 Висновки за розділом 3

Показано, що для мережевої технології дискретного виробництва формалізовано процедури відповідної БЗКП. Показано, що задача отримання поопераційного плану, оптимального по одному з 5 базових критеріїв зводиться до одноетапної задачі календарного планування. Для різних критеріїв оптимізації змінюються тільки директивні строки, що визначаються на другому рівні ЧМ КОП як моменти завершення виконання виробів при узгодженому плануванні. Оскільки ефективні директивні строки залежать від ефективного розв'язання задачі МЗМН, то ЧМ КОП ефективна, коли ефективний її перший рівень.

Обґрунтовано ефективність застосування ЧМ КОП для планування довільних об'єктів з МПТП з оптимізацією за одним з наведених вище п'яти критеріїв за допомогою статистичних досліджень, наведених у додатку В (п. В.1).

Досліджені та теоретично обґрунтовані властивості задачі МСЗПР. Отримано достатні ознаки оптимальності допустимих розв'язків, розроблено ефективний ПДС-ал-

горитм розв'язання задачі з трудомісткістю $O(mn \log n)$. Характеристика $\Omega_{\Sigma}(\sigma) = \min\{R_{\Sigma}(\sigma), \Delta_{\Sigma}(\sigma)\}$ є оцінкою відхилення функціоналу від оптимального значення.

Статистичні дослідження ПДС-алгоритму розв'язання задачі МСЗПР показали його високу ефективність. Були проведені випробування на задачах з розмірністю до 40 000 завдань із числом пристроїв до 30-ти. Середній час розв'язання задач поліноміальною обчислювальною схемою А не перевищило 21 мс. Середня частота одержання оптимального розв'язку склала 77.7 %, причому, зі зростанням числа завдань збільшується статистична ймовірність реалізації поліноміальної складової алгоритму. Середнє відхилення від оптимального розв'язку для алгоритму А становило 0.000159.

Задача МСЗПР узагальнена на випадок, коли частина робіт не може порушувати спільний директивний строк. Розроблено наближений алгоритм, заснований на послідовному розв'язанні двох різних задач МСЗПР. Приведено три твердження, що характеризують теоретичні властивості наближеного алгоритму.

Основні результати за розділом 3 опубліковані в [82, 111, 157].

РОЗДІЛ 4 РОЗРОБКА ТА РЕАЛІЗАЦІЯ ІНФОРМАЦІЙНОЇ ТЕХНОЛОГІЇ КАЛЕНДАРНОГО ТА ОПЕРАТИВНОГО ПЛАНУВАННЯ ВИРОБНИЦТВ ДРІБНОСЕРІЙНОГО ТИПУ

У четвертому розділі описана розробка та реалізація ІТ ієрархічного КОП у вигляді універсальної ієрархічної системи (УІС) КОП. Створена ІТ реалізує ряд викладених теоретичних результатів в конкретній практичній області: для розв'язання задач календарного та оперативного планування виробництв дрібносерійного типу. Процес розробки включає організаційні, функціональні та технологічні аспекти реалізації, модель програмного забезпечення та концептуальну модель предметної області, що визначає організаційну структуру системи. Розроблена функціональна структура системи та структура комплексу технічних засобів, здійснено вибір засобів розробки.

В першій частині розділу розглядається проектування та розробка ІТ. В другій частині, на основі розробленої ІТ розглядається побудова системи управління підприємством. Методика роботи в системі наводиться у додатку Д. Роботу системи продемонстровано у додатку Е на прикладі розв'язання задачі, наведеної у додатку Б. Акт впровадження системи див. додаток З.

4.1 Розробка інформаційної технології

Проектування та опис інформаційної технології виконувався з використанням уніфікованої мови моделювання UML (Unified Modeling Language) та мови Archimate. Процес розробки включає організаційні, функціональні та технологічні аспекти реалізації, а також модель програмного забезпечення, обґрунтований вибір засобів розробки.

Проектування системи починається з аналізу ролей користувачів, для яких розробляється ПЗ та переліку функцій, які повинні забезпечуватися (рис. 4.1). Скористаємося діаграмою варіантів використання для відображення функціональних вимог до системи. Всі ролі розділено на наступні: планувальник-оператор; особа, що приймає рішення (ОПР); експерт; ERP-система. При цьому можна розглядати акторів як певні ролі відносно системи. Усі ролі (крім ERP-системи) можуть виконувати як різні люди, що беруть участь у плануванні, так і одна людина. Вони лише функціонально розділяють усі варіанти використання на певні групи (рис. 4.1).



Повний проект системи планування являє собою сукупність модулів логічного та фізичного рівнів, які повинні бути узгоджені між собою. У мові UML для фізичного представлення модулів систем використовуються діаграми реалізації (implementation diagrams), які містять у собі діаграму компонентів і діаграму розгортання. Діаграма компонентів показана на рис. 4.2.

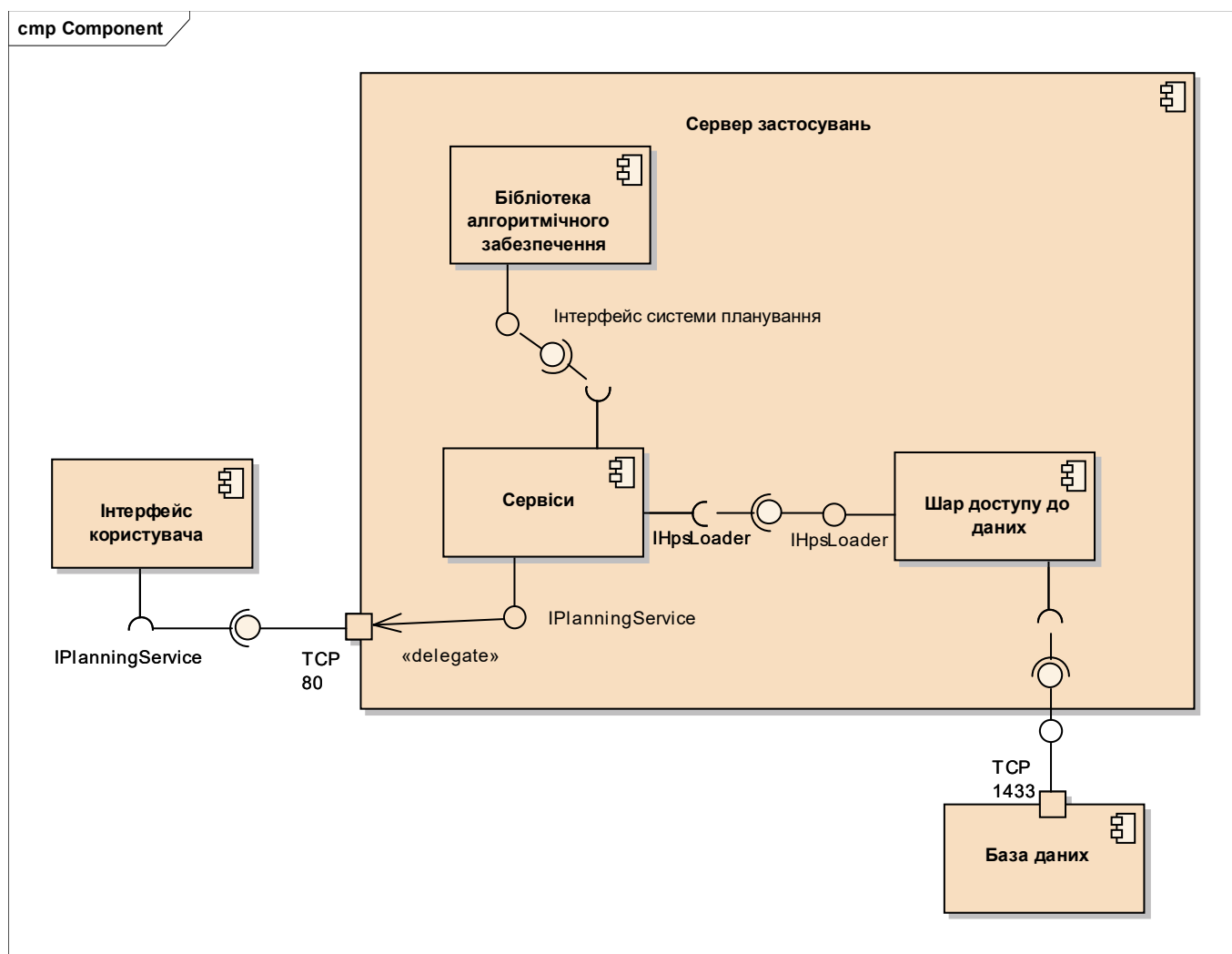


Рисунок 4.2 – UML-діаграма компонентів

Система побудована за схемою: база даних – шар абстракції даних – сервіси – інтерфейс користувача. Компонент «Інтерфейс користувача» являє собою клієнтський додаток із графічним інтерфейсом. Для взаємодії ПЗ клієнтського рівня із сервером застосувань використовується протокол передачі гіпертекстових даних HTTP (що, втім, може бути легко змінено). Для взаємодії із клієнтом і управління алгоритмічним забезпеченням на сервері використовуються сервіси, які одержують і обробляють запити від клієнта та повертають результати. Набір сервісів використовує кла-

си алгоритмічного забезпечення через ряд інтерфейсів (на діаграмі зображений як «інтерфейс системи планування») для завдання вхідних даних, управління процесом розв’язання задачі побудови поопераційного плану та прийняття рішень, одержання результатів або повідомлень про неможливість продовжити розв’язання і необхідності втручання особи, що приймає рішення. Усі дані про перелік виконуваних виробів і робіт, що входять у них, доступних ресурсів та ін. зчитуються за допомогою шару доступу до даних, який реалізується за допомогою технології об’єктно-реляційного відображення (*Object-Relational Mapping*, ORM). Це дозволяє представити всі об’єкти бази даних в об’єктному виді та спростити доступ до даних з погляду ООП. Сам шар ORM вже формує запити та безпосередньо звертається до бази даних. Система управління базою даних на діаграмі представлена компонентом «База даних» і надає інтерфейс для взаємодії через порт 1433 за протоколом управління передачею TCP.

Компонент бібліотеки алгоритмічного забезпечення являє собою окрему збірку (assembly). Структурна схема алгоритмічного забезпечення зображена на рис. 4.3. Підсистема алгоритмічного забезпечення складається з набору компонентів, кожен з яких реалізується декількома класами, об’єднаними призначенням і функціями, які вони виконують, в один блок на схемі. Підсистема алгоритмічного забезпечення містить основний компонент – систему планування, яка управляє процесом планування та надає для цього набір методів. Сам цей компонент не виконує ніяких розрахунків, а використовує компонент «Рівні агрегації», які виконують усі операції на різних рівнях агрегованої моделі:

- агрегацію робіт і ресурсів;
- пошук критичних шляхів і побудову мережі критичних шляхів виробів;
- пошук робіт для об’єднання спільних вершин;
- розв’язання задачі узгодженого планування;
- призначення робіт на виконання;
- прийняття рішень у випадку одержання неприпустимого плану;
- поопераційне планування.

Компонент «Рівні агрегації», у свою чергу, викликає набори алгоритмів для виконання тих чи інших дій. Для визначення списку робіт, які підлягають об’єднанню в спільну вершину згідно з відповідними правилами, використовуються алгоритми об’єднання спільних вершин. Алгоритми розв’язання задачі для одного

пристрою використовуються на етапі, коли сформована мережа другого рівня агрегації – мережа критичних шляхів виробів зі спільними вершинами (спільними

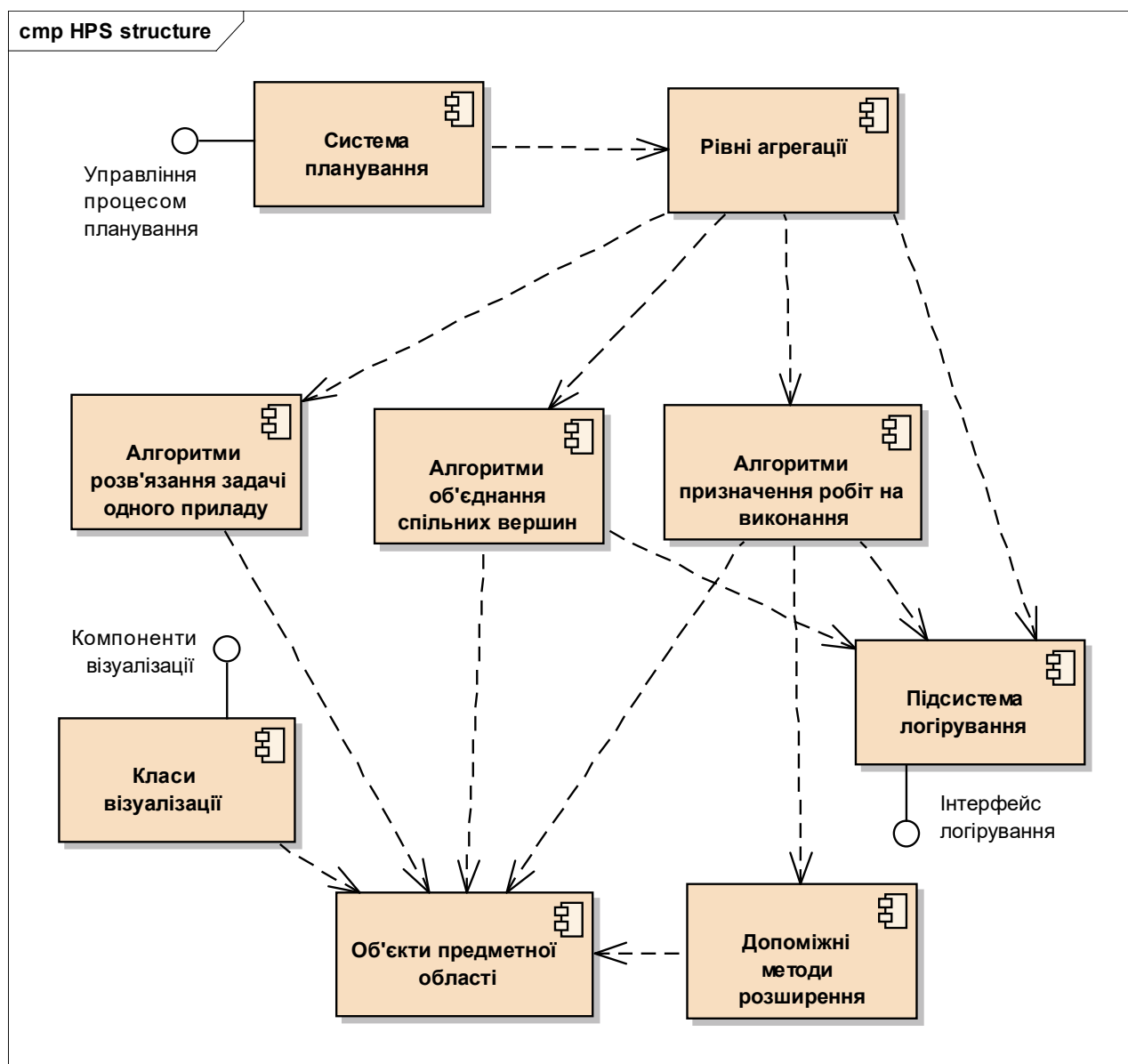


Рисунок 4.3 – UML-діаграма компонентів підсистеми алгоритмічного забезпечення

агрегованими роботами, що належать різним виробам однієї групи). Сюди входить алгоритм розв'язання задачі МЗМ, результатом якого є пріоритетно-упорядкована послідовність виконання виробів, що визначає черговість призначення виробів при узгодженому плануванні. Після цього використовується компонент «Алгоритми призначення робіт на виконання». За допомогою ряду алгоритмів узгодженого планування виконується розподіл агрегованих на ресурси з мінімізацією сумарної три-

валості їх проходження в системі. У цей блок входять алгоритми розподілу 1–3 (див. п. 2.4.2) [127, 179, 180, 181].

Окремим компонентом є підсистема логування. Вона забезпечує інтерфейс для ведення журналу основних операцій, що виконуються при розв’язанні задачі. Також у рамках цього компонента розроблена реалізація, яка зберігає всі операції в текстові файли для зручного прочитання. Ця підсистема здатна створювати як один загальний журнал операцій, так і окремі журнали для кожного типу виконаних операцій:

- відображення процесу агрегації робіт і ресурсів;
- докладне виведення критичних шляхів для кожного виробу;
- виведення агрегованих робіт, що об’єднані у спільні вершини;
- початкову та оптимізовану за критерієм МЗМ послідовність агрегованих робіт;
- узгоджений план виконання агрегованих робіт;
- результати поопераційного планування.

Це може бути корисно для визначення причин об’єднання робіт в агреговану; причин об’єднання або не об’єднання конкретних агрегованих робіт у спільну вершину на етапі побудови агрегованої моделі другого рівня; аналізу оптимізованих послідовностей запуску агрегованих робіт (отриманих у результаті розв’язання задачі МЗМ) і т.д.

Усі компоненти алгоритмічного забезпечення оперують об’єктами предметної області, такими як роботи, вироби, ресурси та багато інші, похідні від них типи (агреговані роботи, ресурси різних типів і т. п.). Крім цього, в рамках деяких алгоритмів також використовуються похідні від основних об’єкти.

Деякі операції над об’єктами предметної області, використовувані алгоритмами, не є прямими методами або властивостями цих об’єктів. Але ці операції використовуються різними алгоритмами, і реалізовувати їх у кожному класі є неправильним. Такі методи та функції винесені в окремий компонент «Допоміжні методи розширення».

Окремою підсистемою є компонент візуалізації. Він надає можливість зображення в графічному виді як вихідної мережі, так і мережі будь-якого рівня агрегації у вигляді графа, де кружками позначаються роботи, а прямокутниками – ресурси. Друга частина компонента візуалізації дозволяє побудувати діаграму Гантта для узгодженого плану виконання агрегованих робіт або поопераційного плану.

При розробці програмного забезпечення був зроблений упор на використання ООП, а також загальновідомих принципів SOLID [88]. Для реалізації системи планування було розроблено досить багато спеціальних класів (які займаються конкретними задачами), що, згідно із принципом єдиного обов'язку, набагато краще, ніж один універсальний клас. Для підвищення гнучкості та розширюваності ПЗ використовувалися шаблони проектування (Pattern): фабричний метод, стратегія, будівельник, шаблонний метод.

Система повинна залишатися розширюваною шляхом додавання об'єктів нових типів. Безпосереднє використання конструктора класу є небажаним, тому що в цьому випадку код створення об'єктів із вказівкою конкретних типів може вийти розкиданим за всім додатком. Тоді такі операції, як додавання в систему об'єктів нових типів або заміна об'єктів одного типу на інший, будуть скрутними. Тому використовувався шаблон проектування фабричний метод (Factory Method), який дозволяє системі залишатися незалежною як від процесу породження об'єктів, так і від їхніх типів.

Якщо програма повинна забезпечувати різні варіанти алгоритму або поведінки та необхідно змінювати поведінку об'єктів на стадії виконання, то застосовується шаблон проектування стратегія (Strategy). Задача шаблону стратегія – по типу клієнта (або по типу оброблюваних даних) вибрати підходящий алгоритм, який слід застосувати. Шаблон Strategy дозволяє змінювати обраний алгоритм незалежно від об'єктів-клієнтів, які його використовують. Введення інтерфейсу дозволяє класам-клієнтам нічого не знати про класи, що реалізують цей інтерфейс та інкапсулюють у собі конкретні алгоритми.

4.2 Технологічні аспекти розробки програмного забезпечення

Для демонстрації структури програмної реалізації розглянемо діаграми класів алгоритмічної частини ПЗ, а саме представлення робіт та ресурсів в рамках об'єктної моделі. Діаграми інших класів алгоритмічного забезпечення наведено в додатку Г.3. Інші класи клієнтського (графічного) і серверного рівня не представляють особливого інтересу. Діаграма класів буде розглядатися вроздріб, тому що всі класи неможливо розмістити в рамках однієї сторінки. Класи реалізовані в певних просторах імен згідно з їхнім функціональним призначенням і типу, тому далі будуть розглянуті класи та їх взаємозв'язки згідно із цією класифікацією.

У реалізації ООП всі сутності предметної області повинні бути представлені у вигляді класів. Основні сутності предметної області – це роботи (Job), ресурси (Resource) і вироби (Task). Усі вони представлені своїм набором класів. Діаграма класів для робіт (у мережі) наведена на рис. 4.4. Оскільки класи розроблялися, використовуючи принцип поліморфізму, як одного з важливих властивостей ООП, то всі вони успадковуються від інтерфейсів. Самим базовим інтерфейсом для робіт є IJob, який описує декілька обов’язкових властивостей – ідентифікатор (номер), тривалість, ресурс; його метод TaskContains перевіряє приналежність роботи зазначеному виробу. Від нього успадковується інтерфейс IDependentJob, який описує необхідні методи для робіт, що мають попередників. Від цього інтерфейсу успадковується базовий клас для роботи JobBase, що містить багато загальних методів і властивостей для всіх інших класів робіт. Цей клас є абстрактним і не може мати екземплярів. Від нього успадковуються класи Job (представляє одиничну початкову роботу) і абстрактний AggregatedJobBase, який є базовим класом для двох класів – агрегованої роботи AggregatedJob і спільної вершини JointJob. Оскільки спільні вершини (об’єднання декількох агрегованих робіт) відносяться до різних виробів, то в базовому класі для всіх робіт не може бути визначена властивість для виробу. Тому були створені два інтерфейси – ISingleTaskJob і IMultipleTaskJob. Вони необхідні для визначення властивості, пов’язаної із приналежністю роботи до виробу, тобто об’єкт роботи належить одному виробу або декільком.

Для реалізації побудови агрегованої моделі на підставі мережі робіт і ресурсів будуватиметься нова мережа, що складається з «обгортки» класів робіт і ресурсів. Це необхідно для того, щоб була можливість при аналізі та внесенні змін на одному рівні агрегованої моделі перейти на попередній рівень; при виконанні дезагрегації повернутися до вихідної мережі. Таким чином, наприклад, завжди є можливість визначити, з яких початкових робіт була отримана агрегована робота або спільна вершина та, якщо потрібно, виконати деякі обчислення на початковій мережі.

Класи для робіт на наступному рівні реалізовані як обгортки над основним класом роботи: JobBaseWrapper, SingleTaskJobWrapper, MultipleTaskJobWrapper. Ці класи успадковуються від базового класу роботи JobBase і можуть оброблятися як і звичайні класи робіт завдяки реалізації поліморфізму.

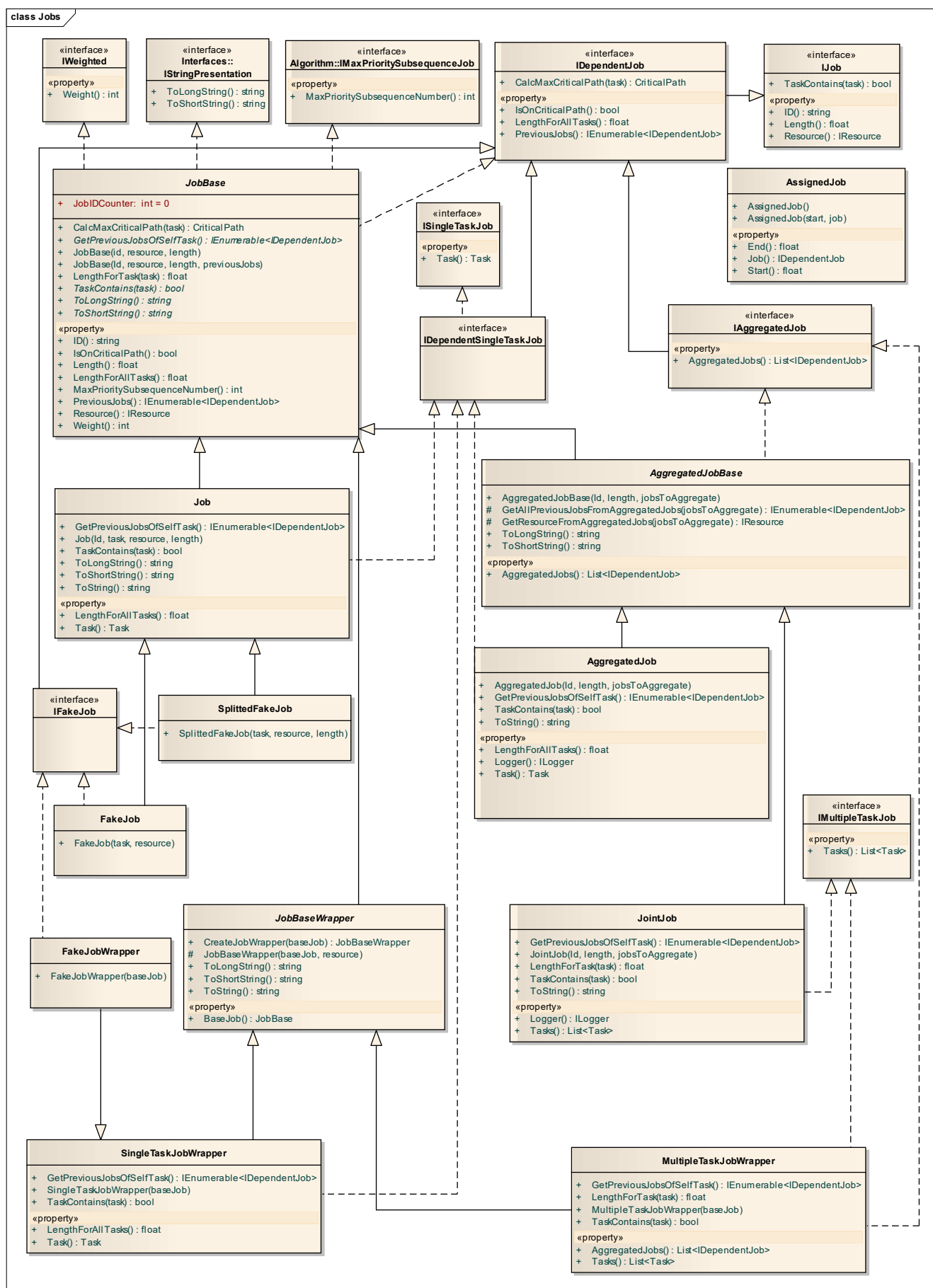


Рисунок 4.4 – Діаграма класів робіт

Окремою частиною класів робіт є інтерфейс IFakeJob (створений для визначення окремого типу робіт) і класи для фіктивних вершин (FakeJob, FakeJobWrapper), які використовуються на етапі побудови агрегованої моделі, коли кілька кінцевих робіт виробу поєднуються в одну вершину. Також інтерфейс IFakeJob реалізовується класом SplittedFakeJob, який використовується на четвертому рівні оптимізації для розбиття робіт, що виконуються на момент корегування.

Поліморфізм надає дуже важливу перевагу в програмуванні – можливість одноманітно обробляти об'єкти з різною реалізацією за умови наявності спільного інтерфейсу. Таким чином, можна, наприклад, викликати метод підрахунку критичного шляху для конкретної мережі, при цьому зовсім не має значення, роботи цієї мережі із початку є агрегованими (включаючи декілька об'єднаних робіт одного виробу) або спільними вершинами (декілька об'єднаних робіт різних виробів), тому що всі класи, що представляють ці роботи, реалізують один інтерфейс.

Наступною групою сутностей предметної області є ресурси, діаграма класів яких показана на рис. 4.5. Основним інтерфейсом для ресурсів є інтерфейс IResource, який описує, що кожний ресурс повинен мати ідентифікатор, номер (для відображення), список робіт. Від цього інтерфейсу успадковується базовий клас ресурсу (елемента мережі) Resource. Особливість цього класу в тому, що в ньому реалізовано фабричний метод, який на підставі вхідних даних про ресурс створює відповідний клас. Це дозволяє створювати класи ресурсів, викликаючи один конкретний метод, що забезпечує легку розширюваність даних класів. Елемент типу 1 успадковується прямо від базового класу ресурсів. Усі інші чотири типи елементів, відповідно до постановки задачі, можуть виконувати декілька робіт, тому вони успадковуються від ще одного проміжного абстрактного класу MultipleJobsResource, що містить основну логіку роботи зі списком робіт – об'єднання деяких робіт в агреговану або спільну вершину, обчислення тривалості агрегованої роботи та ін. Спадкоємці перевизначають, зокрема, метод обчислення тривалості агрегованої роботи, тому що для різних типів елементів він різний.

Таким чином, усі властивості та усі формули, що стосуються конкретного типу ресурсу, інкапсулюються у відповідний клас, що спрощує процес внесення змін і доробок. Елементи типу 3–5 реалізують інтерфейс IMultipleResources, який описує ту властивість, що сам ресурс являє собою M окремих ресурсів.

Для забезпечення можливості призначення робіт на виконання на етапі узгодженого планування інтерфейс ресурсів успадкований від інтерфейсу IAssignedJobs, який



задає можливість присвоєння ресурсу списку призначених на виконання робіт. Для поопераційного планування використовуються реалізації інтерфейсу `IResourceInstance`, який описує конкретний пристрій (з яких може складатись один ресурс).

Огляд інших класів алгоритмічного забезпечення наведений у додатку Г.3.

Розроблювана інформаційна технологія повинна працювати з достатньо великим об'ємом вхідної та вихідної інформації, яка постійно змінюється. Тому для зберігання даних в універсальній ієрархічній системі календарного та оперативного планування виробництв дрібносерійного типу використовується база даних під управлінням СУБД MS SQL Server. Модель бази даних була розроблена для зберігання всіх необхідних вхідних даних для розв'язання задач планування та отриманих поопераційних планів. Головними цілями при створенні сховища даних були:

- зберігання всіх задач та їх вихідних даних;
- надійне та захищене зберігання всіх результатів (поопераційних планів);
- забезпечення цілісності даних;
- забезпечення можливості одержання різноманітної вибірки результатів за різними задачами для формування статистики за вирішеними задачами та її подальшого аналізу;
- можливість налаштування взаємодії та синхронізації з іншими джерелами даних (іншими БД) за допомогою СУБД.

Щоб забезпечити виконання всіх вимог, була розроблена база даних, схема якої представлена на діаграмі фізичної моделі (рис. 4.6).

Усі задачі, розв'язувані в рамках системи, зберігаються в таблицю `Problems`, на яку посилаються сутності `Resources` і `Tasks` для вказівки приналежності даних про ресурси та вироби до задачі. Таблиця `Tasks` служить для зберігання інформації про вироби, які необхідно виконати. Критерій оптимальності для кожного виробу задається посиланням на значення в таблиці (словнику) `Criteria`. Ресурси, доступні для виконання робіт, зберігаються в таблиці `Resources`. Тип ресурсу задається числовим значенням поля `Type`, відповідним до номеру типу ресурсу. Усі роботи зберігаються в таблиці `Jobs`, яка посилається на ресурс, на якому кожна робота виконується, і на виріб, до якого належить робота. Оскільки вироби можуть мати декілька кінцевих робіт, то недостатньо просто задати посилання з таблиці виробів `Tasks` на таблицю `Jobs`. Тому для забезпечення можливості завдання множини кінцевих робіт для одного виробу передба-

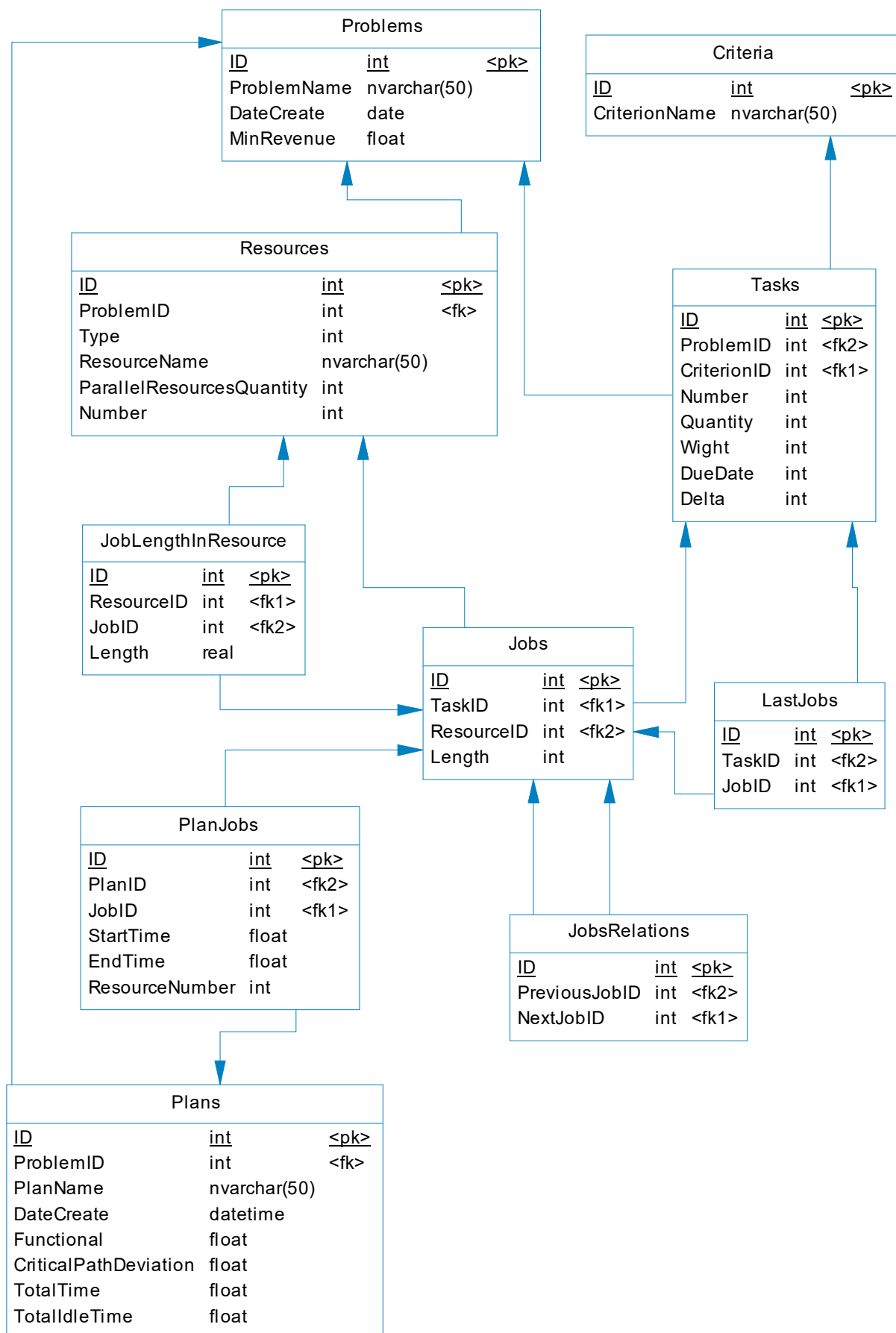


Рисунок 4.6 – Діаграма фізичної моделі бази даних

чено зв'язок «багато до багатьох» за допомогою таблиці LastJobs. Для елементів типу 5, що мають m незалежних паралельних пристроїв різної продуктивності, що працюють без переривань, необхідно вказати різні тривалості виконання k робіт. Таким чином, для кожного ресурсу типу 5 повинна бути задана матриця тривалості виконання k робіт на m незалежних паралельних пристроях. Для таких ресурсів значення елементів цієї матриці зберігаються в таблиці JobLengthInResource, яка зв'язує таблиці ресурсів і робіт зв'язком «багато до багатьох». Усі роботи в мережі зв'язані між собою зв'язками передування, що відображають реальний технологічний процес. Дана мережа та зв'язки між роботами встановлюються експертами на підставі даних про організаційно-виробничі процеси. У даній мережі роботи можуть передувати одна іншій, а у випадку елемента типу накопичувач, тільки після виконання однієї або декількох попередніх робіт може початися виконання однієї або декількох наступних робіт. Для збереження всіх зв'язків і представлення віртуальної мережі в базі даних призначена таблиця JobsRelations. Кожний запис у даній таблиці являє собою один зв'язок між двома роботами – попередньою (PreviousJobID) і наступною (NextJobID).

Отримані плани з рядом показників (значення функціонала, сумарний час проходження виробів у системі планування, сумарна затримка критичних шляхів, сумарний простій ресурсів) зберігаються в таблицю Plans. Для забезпечення можливості збереження множини поопераційних планів для кожної задачі створено зв'язок «один до багатьох» між таблицею планів і таблицею задач. Таким чином, для кожної задачі може бути збережено декілька отриманих планів виконання робіт для подальшого аналізу та узгодження з керівництвом підприємства. Час запуску кожної роботи відповідно до отриманого поопераційного плану зберігається в таблицю PlanJobs, що зв'язує таблицю планів (Plans) і таблицю робіт (Jobs). Для кожної роботи в отриманому плані зберігається час початку виконання роботи, час завершення виконання роботи та номер ресурсу (у випадку, коли робота виконується на ресурсі, що складається із множини однотипних пристроїв).

Деякі деталі проектування та розробки ІТ розглядається у додатку Г. Методика роботи в системі наводиться у додатку Д. Приклад реалізації системи – у додатку Е. Акт впровадження системи – у додатку З.

4.3 Вибір засобів розробки

УІС КОП повинна задовольняти вимогам, описаним в [179]. У той час як вимоги ієрархічності планування, багатокритеріальності, використання ефективних методів розв'язання забезпечуються викладеним алгоритмічним забезпеченням, для забезпечення модульності, універсальності, адекватності реальному виробництву необхідно також використання таких засобів розробки, які дозволяють запрограмувати не тільки набір алгоритмів, але й надають широкий набір можливостей для створення складних, розподілених, масштабованих програмних продуктів. Крім того, при проектуванні та виборі середовища розробки потрібно враховувати забезпечення можливості легкої інтеграції з іншими системами автоматизації виробничих процесів, використовуваних на об'єкті, без необхідності зміни архітектури ПЗ і внесення значних змін. Безсумнівною перевагою можна вважати забезпечення середовищем розробки засобів автоматизації проектування – як баз даних, так і прикладних програм.

Щоб визначити, яку мову програмування використовувати для розробки системи, необхідно визначити, які засоби він повинен надавати розроблювачам. Щоб мова програмування була придатна як платформа розробки коду для наукових розрахунків, вона повинна, крім усього іншого, надавати багатий набір інструментів для виміру продуктивності, а також прості у використанні, але ефективні мовні засоби. По суті, мова наукового програмування повинна створювати ефективний високопродуктивний код, що піддається тонкому налаштуванню. Усім цим вимогам задовольняє платформа Microsoft .NET Framework і мова програмування C# («сі шарп»), які й були обрані для розробки інформаційної системи ієрархічного КОП.

Як і інші .Net-орієнтовані мови, C# компілюється в MSIL (Microsoft intermediate language, проміжна мова Microsoft), який використовується в загальномовному середовищі виконання (common language runtime – CLR). CLR можна спрощено представити як комбінацію оптимізуючого JIT-компілятора (just-in-time compilation, компіляція «на льоту») і збирача сміття. JIT-компіляція – значна частина технології, що відкриває можливості для широкого спектра оптимізацій. JIT-компілятор здатний використовувати зібрану інформацію, генеруючи більш ефективний код, який теоретично може повторно оптимізуватися при кожному запуску. На даний момент компілятор генерує машинний код тільки один раз для кожного методу. Після генерації машинний код виконується з тією швидкістю, на яку здатний конкретний комп'ютер.

У додатках з інтенсивними обчисленнями, де об'єкти створюються та звільняються частіше, збір сміття дозволяє реально збільшити продуктивність за рахунок стиснення купи. Крім того, часто об'єкти, що використовуються, які раніше були б випадковим чином розподілені у пам'яті, збираються разом, що збільшує локальність і ефективність роботи кешу. Це набагато збільшує загальну продуктивність програми. У той же час, один з недоліків збирача сміття – його непередбачуваність, через яку важко виконувати збір сміття саме тоді, коли це необхідно. У цій області ведуться дослідження, і збирач сміття постійно удосконалюється [49].

Використовуване середовище розробки Visual Studio надає широкі можливості для розробки, налагодження, оптимізації програмної реалізації алгоритму. Також обрана платформа надає широкий набір засобів для реалізації взаємодії та інтеграції з іншими інформаційними системами, використовуваними на підприємствах. До цих засобів можна віднести набір бібліотек WCF, призначених для побудови сервіс-орієнтованих додатків. Дана технологія використовується для взаємодії між клієнтськими програмами та сервером застосувань.

Розроблювальна інформаційна система не пред'являє великих вимог до СУБД. Тому для зберігання даних підійде практично будь-яка сучасна реляційна база даних. Оскільки платформою служить .NET, то було вирішено використовувати СУБД MS SQL Server. Сама СУБД може знаходитись як на сервері застосувань, так і на окремому сервері баз даних.

Для сервера застосувань можна сформулювати наступні основні системні вимоги: високопродуктивний процесор класу Intel Xeon E5 (ця вимога сильно залежить від розмірності розв'язуваних задач), оперативна пам'ять від 8 Гб.

4.4 Архітектура УІС КОП на прикладі дрібносерійного виробництва

Для організації виробництв дрібносерійного типу характерне виготовлення різних виробів одиницями або невеликими серіями (дрібними серіями) за окремими замовленнями. Можна виділити основні ознаки дрібносерійного виробництва [131, 154]:

- номенклатура виробів нестійка та постійно мінлива;
- велика різноманітність типів виробів, що випускаються одиницями або в невеликій кількості;
- МПТП, тобто наявність відносин передування операцій;

- неповторюваність або нерегулярна повторюваність випуску виробів кожного типу.

Головна задача календарного та оперативного планування в дрібносерійному виробництві полягає у своєчасному виконанні замовлень відповідно до укладених договорів із замовниками. При цьому бажано забезпечувати:

- рівномірне завантаження всіх ресурсів (пристроїв);
- найбільш короткий виробничий цикл виготовлення замовлень (мінімальний час завершення виконання виробів);
- можливість оперативного управління процесом виготовлення виробів.

Основною задачею календарного та оперативного планування в дрібносерійному виробництві є одночасне виконання множини замовлень у строки, передбачені договорами. При цьому потрібно забезпечити рівномірне завантаження всіх ланок виробництва і, як наслідок, раціональне використання устаткування та робочої сили. При цьому в умовах ринкової конкуренції через складність і велику кількість факторів планування стає неможливим розробити план виконання виробів традиційними методами. Для підвищення ефективності КОП розроблена універсальна ієрархічна система календарного та оперативного планування (УІС КОП) для виробництв дрібносерійного типу, яка дозволяє враховувати конкретні критерії оптимальності для кожного замовлення, МПТП, наявність різних типів ресурсів та ін.

Для застосування УІС КОП на реальному виробництві не потрібно істотної зміни організаційної структури. Введенням усіх даних про замовлення, технологічну мережу виконання робіт, наявність ресурсів повинен займатися оператор. Це може виконувати менеджер по роботі із клієнтами, який погоджує із замовником перелік необхідних до виконання виробів, строки виконання, вартість робіт. При плануванні можуть виникати ситуації, коли необхідне втручання людини, яка може вибрати кращий із запропонованих узгоджених планів, погодити нові директивні строки із замовником, змінити кількість виробів, що виготовляються, і т.п. Ці функції може виконувати керівник підприємства, підрозділу, департаменту або інша особа, у якої є повноваження на прийняття таких рішень.

Як вже було розглянуто в розділі 1, розроблена інформаційна технологія відноситься до APS-систем. Таким чином, при її використанні в інформаційній архітектурі підприємства вона доповнює або замінює модуль операційного та детального

планування MES-системи. Також вона взаємодіє з ERP-системою в сфері отримання даних про замовлення (список робіт) та погодження змін директивних строків або портфелю замовлень у разі виникнення ситуації неможливості виконання плану в установлені директивні строки.

Для опису загальної інформаційної системи і місця розробленої інформаційної технології в ній застосуємо мову моделювання Archimate. Це дозволяє забезпечити опис, аналіз, візуалізацію та взаємозв'язки між різними архітектурними доменами. Архітектура інформаційного забезпечення підприємства показана на рис. 4.7. Загальна архітектура підприємства демонструється на 3 рівнях – бізнес-процесів, застосувань та технологічному та взаємозв'язках між ними. Із системою взаємодіють певні типи користувачів: клієнт, відділ по роботі з клієнтами, оператор, керівництво. Відділ по роботі з клієнтами встановлює домовленості з клієнтами щодо виконання завдань, їх обсягу та директивних строків. Також у випадку неможливості виконання плану в потрібні строки виконується погодження з клієнтами. Оператор виконує планування робіт забезпечуючи взаємозв'язок системи планування з ERP та MES системами. Процес виконання завдань починається з формування портфеля замовлень, що формується на основі інформації про замовлення від клієнтів. Далі сформований портфель замовлень передається на складання плану виконання замовлень.

При розв'язанні задачі побудови плану можливі випадки часткового невиконання плану. В цьому разі необхідне внесення змін до замовлення або збільшення ресурсів підприємства (шляхом введення в експлуатацію додаткового обладнання, збільшення часу роботи і т.п.). Дані функції потребують залучення керівництва для прийняття рішення, що показано на моделі. Після побудови та погодження плану виконання робіт отриманий поопераційний план передається на виконання, чим займається MES-система. Рівень застосувань показує застосування, їх функціональність і відносини між застосуваннями. Також описуються сервіси застосувань, що здійснюють підтримку бізнес-рівню та основні об'єкти даних, що використовуються застосуваннями. Замовлення містить всю інформацію від замовника і пов'язане з блоком на рівні бізнес-процесів відношенням реалізації. Так як в даній роботі розглядається система календарного планування, то архітектура підприємства показана спрощено. На схемі показано модуль взаємодії з клієнтами (CRM), що реалізує сервіс управління даними клієнтів, що в свою чергу використовує портфель замовлень. Система MES зображена у вигляді блоку вза-

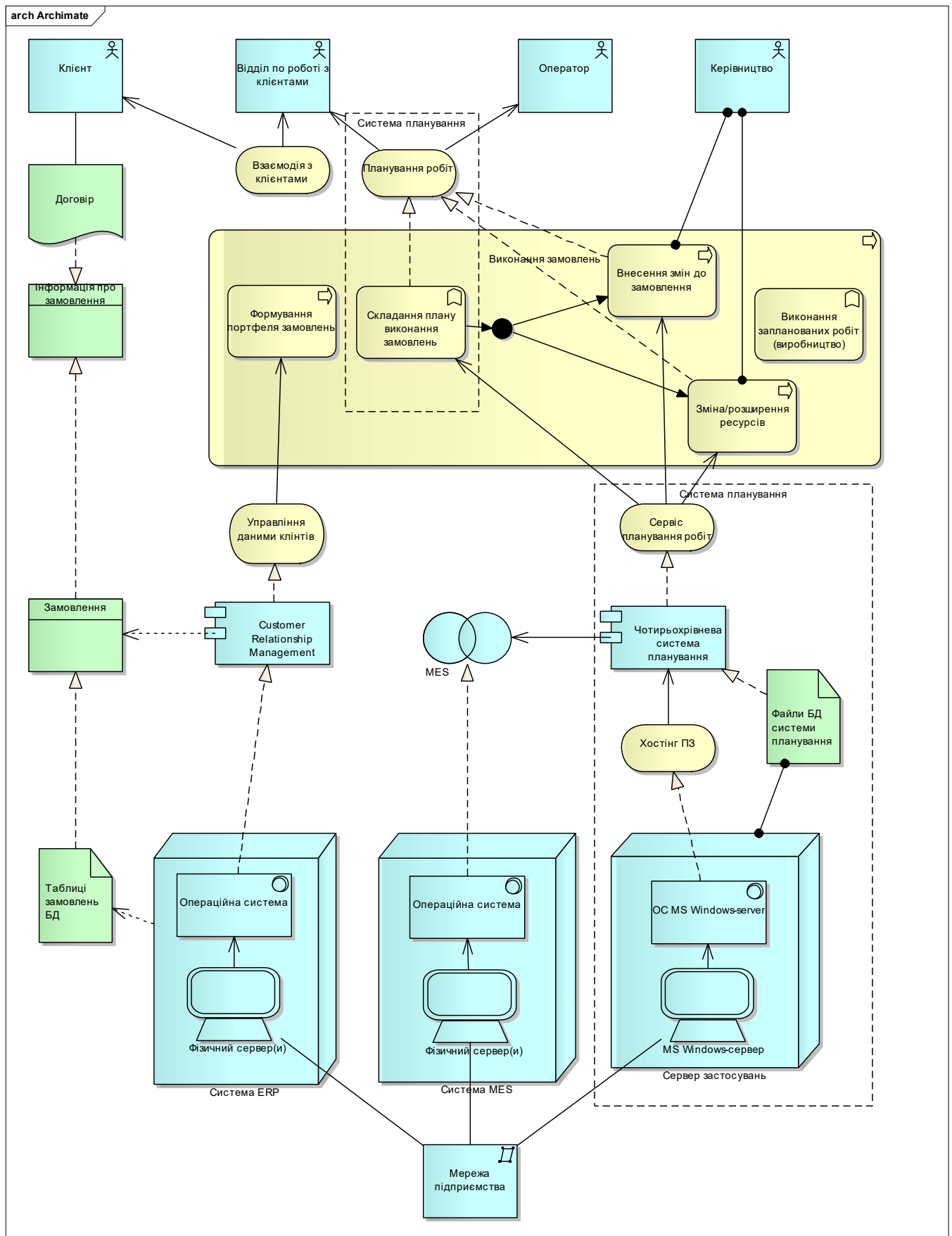


Рисунок 4.7 – Архітектура системи

ємодії застосувань (application collaboration), так як MES система складається з багатьох модулів. Одним з модулів є чотирьохрівнева система планування, що є окремим застосуванням. Даний модуль реалізує сервіс планування робіт.

На технологічному рівні описані пристрої (обчислювальне та комутаційне обладнання) і системне програмне забезпечення, на яких виконуються застосування, артефакти, які формують фізичну реалізацію компонентів застосувань чи об'єктів моделі, та інфраструктурні сервіси, необхідні для виконання застосувань. Система ERP представлена у вигляді вузла, що складається з системного програмного забезпечення що забезпечує функціонування ПЗ самої системи та фізичного сервера (серверів). Конкретна реалізація залежить від множини факторів таких як використовувана система ERP, процеси, що автоматизуються, вимоги до надійності і т.п. Даний вузол використовує таблиці відповідні замовлень. Аналогічно, система MES представлена відповідним вузлом. Система планування представлена відповідним вузлом. Так як дана система розроблялася на платформі .NET, то середовищем для функціонування є сервер на базі операційної системи MS Windows-server (див. п. 4.4.3). Даний вузол використовує БД системи планування для збереження всіх необхідних даних.

4.4.1 Рівень бізнес-процесів

Проектування архітектури системи починається з визначення продуктів та послуг, що надаються зовнішнім споживачам системи. Далі необхідно визначити основні бізнес-процеси і сервіси, бізнес-виконавців та ролі, що виконують ці процеси. Схема рівня бізнес-процесів архітектури системи показана на рисунку 4.8. Дана схема показує загальні бізнес процеси, що відбуваються на підприємстві в розрізі планування виконання робіт, а також взаємозв'язок між інформаційною системою календарного та оперативного планування та системами ERP і MES. Основною задачею архітектури системи є виконання замовлень клієнтів в повному обсязі в обумовлені директивні строки та вартість. Для взаємодії з клієнтами застосовуються окремі системи, або модулі ERP, – CRM. Відділ по роботі з клієнтами конкретного підприємства укладає з клієнтом договір та погоджує перелік, об'єми замовлень. Агрегацією, зберіганням та обліком всієї інформації щодо замовлень займається система ERP. В процесі бізнес-планування відбувається:

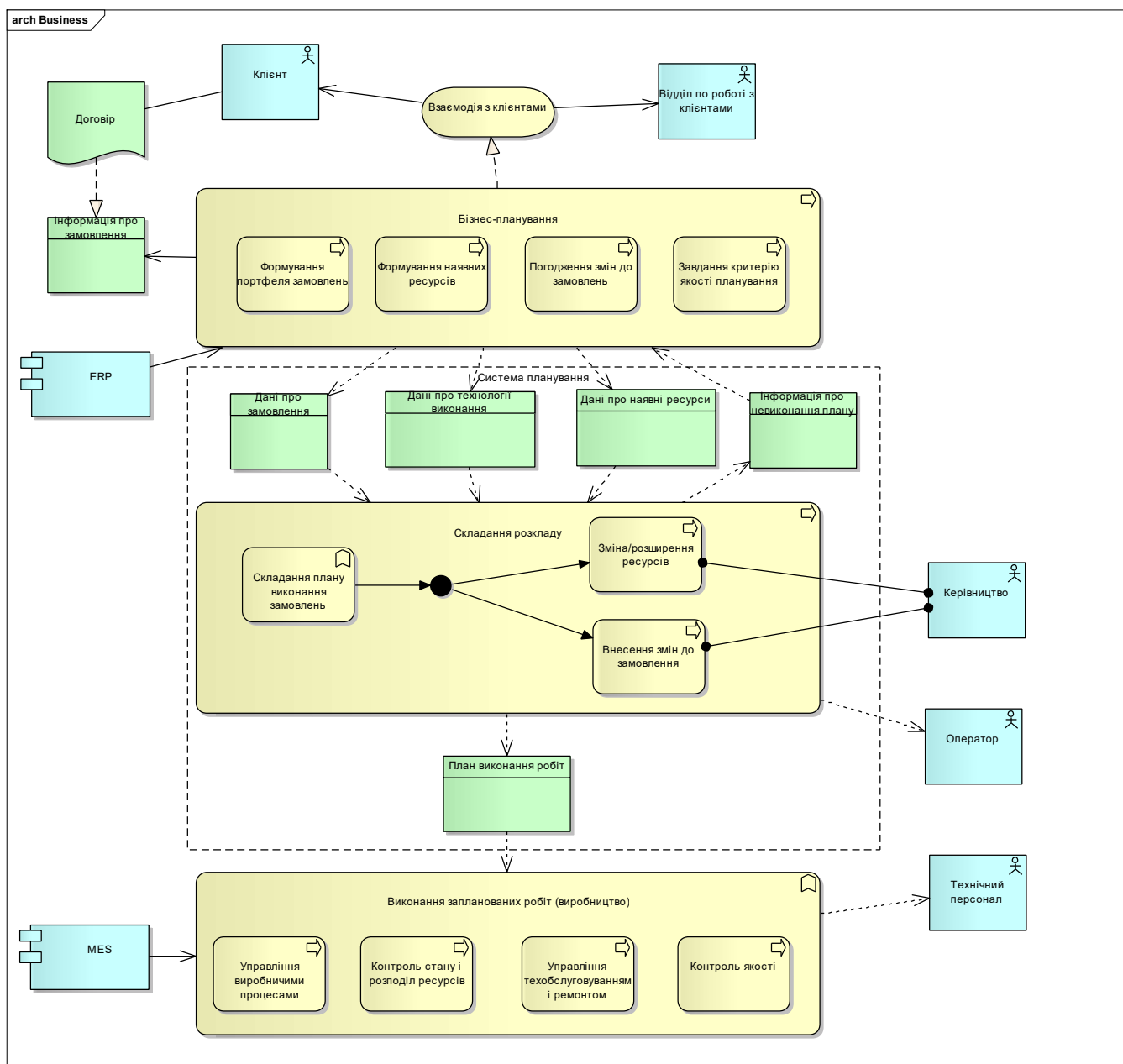


Рисунок 4.8 – Рівень бізнес-процесів

- погодження всіх замовлень між клієнтами та підприємством і формування кінцевого портфелю замовлень;
- визначення технологічних процесів необхідних для виконання замовлень;
- визначення наявних ресурсів підприємства та погодження змін до замовлень у випадку невиконання календарного плану або оперативного планування;
- завдання критерію якості планування: вибір функціонала; визначення коефіцієнтів, що задають функціонал; завдання мінімального очікуваного прибутку.

На виході даного процесу отримується наступні бізнес-об'єкти: дані про замовлення, дані про технології виконання (представлені у виді орієнтованого ацикліч-

ного графа), дані про наявні ресурси. Ці бізнес-об'єкти використовуються для комплексного процесу складання розкладу. На бізнес-рівні опису моделі процес формування календарного плану виконання завдань представлений з точки зору зовнішніх користувачів. В деяких випадках виникає необхідність у прийнятті рішень, що виконується керівництвом підприємства:

- узгодження із замовником при необхідності всіх змін плану (якщо не отриманий припустимий розклад);
- формування нового портфеля замовлень (якщо отриманий прибуток менше мінімально очікуваного).

Після завершення процесу складання розкладу детальний календарний план поопераційного виконання робіт передається на виробництво. Отримавши план, MES-система виконує управління виробничими процесами, контроль стану і розподіл ресурсів, управління техобслуговуванням і ремонтом, контроль якості та ін. Дані процеси виконуються технічним персоналом та операторами.

4.4.2 Рівень програмного забезпечення

Для забезпечення функціонування та максимізації одержуваного прибутку на виробництвах дрібносерійного типу УІС КОП повинна реалізовувати наступні функції:

- введення даних про задачу планування або імпортування необхідної інформації з інших систем: завдання списку робіт із вказівкою тривалості виконання та пристроїв, на яких вони виконуються; списку виробів, необхідних до виконання, для кожного базового критерію оптимальності; списку ресурсів; завдання віртуальної мережі передування робіт, яка відповідає реальному організаційно-виробничому процесу;
- агрегацію та дезагрегацію даних (так як дрібносерійне виробництво, як і інші складні соціально-економічні системи має величезну розмірність розв'язуваних задач);
- урахування можливості оптимізації виробничих планів за різними критеріями, як от: МЗМ, мінімізація запізнення виконання виробів або заборона їх запізнення; мінімізація штрафів за випередження/запізнення виробів та ін. (повний список критеріїв наведено в п. 2.3.1);
- побудова поопераційного плану виконання робіт;

- особі, що приймає рішення, необхідно надавати вибір кращого узгодженого плану на підставі критеріїв одержання максимального прибутку, мінімізації ризику неотримання розрахункового прибутку;
- надання можливості користувачеві внесення змін у початковий портфель замовлень, якщо неможливо одержати припустимий план, а також надання можливості ручного корегування отриманого плану;
- надання експертам у плануванні можливості налаштування правил вибору алгоритмів для розподілу агрегованих робіт, можливості завдання величини $\Delta_{\text{СВ}}$ (визначеної експертним шляхом), яка вказує, залежно від обраного правила об'єднання, або максимальну різницю пріоритетів виробів, роботи яких поєднуються в спільні вершини, або максимальну відмінність між моментами початку виконання або директивними строками агрегованих робіт;
- збереження всіх отриманих поопераційних планів виконання робіт у базу даних для подальшого аналізу;
- зручний графічний інтерфейс із усіма необхідними функціональними можливостями: введення даних, візуальне представлення технологічної мережі, підтримка вибору кращих планів, перегляд планів виконання робіт, побудова діаграми Гантта для поопераційного плану та ін.;
- можливість інтеграції та взаємодії з іншими системами автоматизації виробництва;
- масштабованість системи і підтримка одночасної роботи декількох користувачів з окремих клієнтських комп'ютерів через локальну мережу.

Схема архітектури системи на рівні застосувань показана на рисунку 4.9. У цілому архітектура системи представлена компонентами ERP, MES та чотирьохрівневою системою планування. Компонент чотирьохрівневої системи планування містить блок прийняття рішень, що використовує дані з систем ERP. В свою чергу модуль CRM реалізує управління даними клієнтів. Так як отриманий план виконання робіт передається на виробництво, то компонент системи планування використовує систему MES, яка вже реалізує функції управління виробництвом згідно отриманого плану. На схемі показано, що компонент системи планування реалізує побудову календарного плану виконання робіт, що є комплексним процесом. Для отримання оптимального плану виконуються етапи попереднього, узгодженого, точного та опера-

тивного планування. Більш детально опис роботи інформаційної системи відповідно алгоритму наведений в додатку Б. Процес побудови плану використовує наступні об'єкти даних: дані про замовлення, дані про технології виконання робіт, дані про ресурси, план виконання робіт. Взаємодія з системами ERP та MES може відбуватися

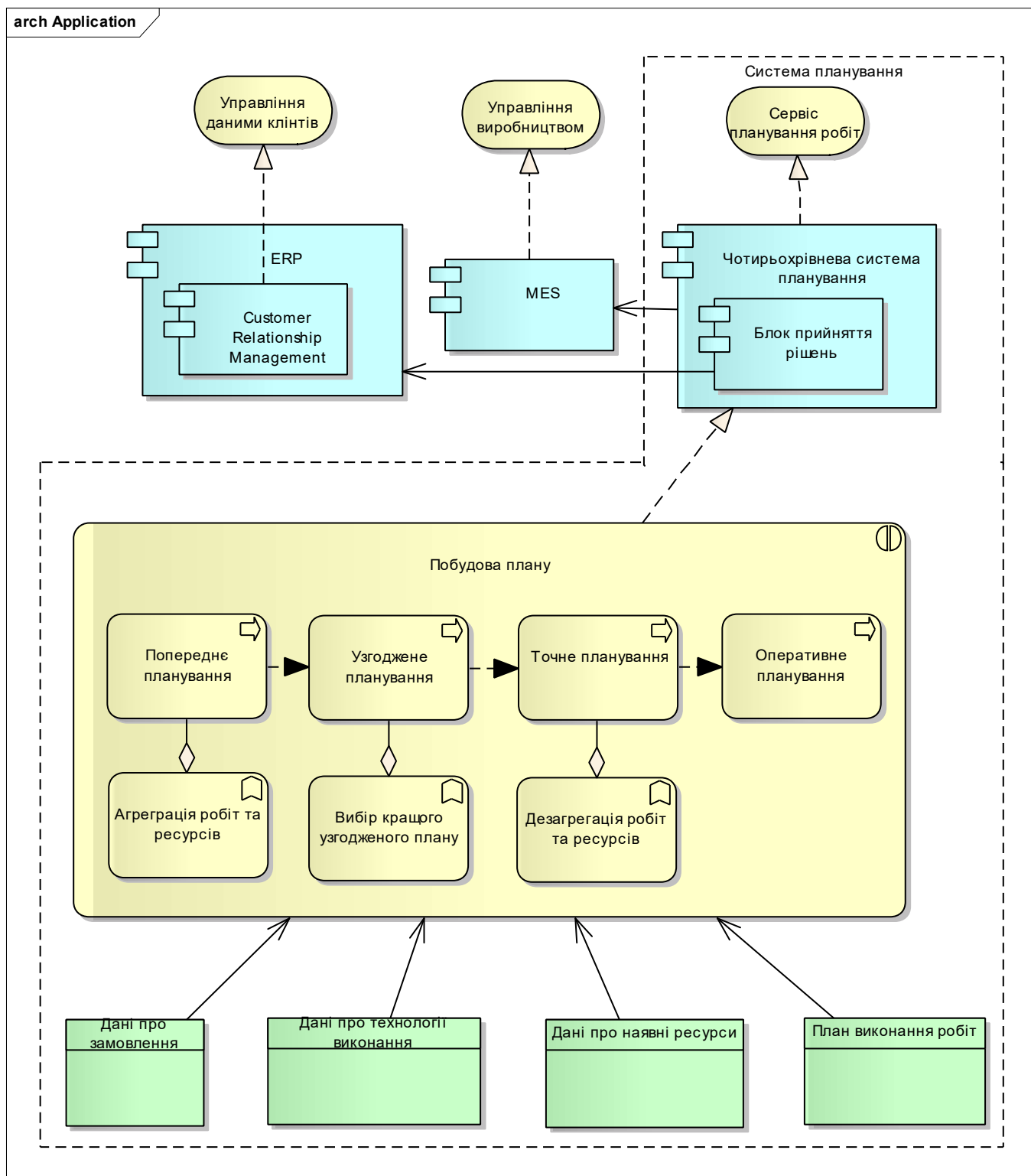


Рисунок 4.9 – Рівень застосувань

через інтеграцію з наявними API даних систем, або через імпорт-експорт файлів з вхідними даними у вигляді XML-файлів, або через графічний інтерфейс користувача.

4.4.3 Технологічний рівень

Система планування повинна забезпечувати можливість інтеграції, взаємодії з іншими системами автоматизації виробництва. Систему планування, побудовану на ЧМ КОП можна віднести до систем класу APS [175, 176]. Системи даного типу повинні одержувати інформацію про фактичні замовлення клієнтів, кількість доступних ресурсів (устаткування), технології виробництва тих або інших виробів та ін. від інформаційних систем класу ERP, що автоматизують облік, управління та роботу підприємства у цілому. Розроблювальна інформаційна система, що реалізує алгоритмічне забезпечення чотирьохрівневої моделі календарного та оперативного планування і прийняття рішень, повинна одержувати необхідну інформацію за допомогою веб-сервісів або інших способів взаємодії між інформаційними системами, які будуть розміщені на різних серверах. Тому, для реалізації ПЗ була обрана класична трьохрівнева архітектура. Таким чином, усі обчислення, обробка інформації, взаємодія з іншими системами для одержання або надання інформації, зосереджені на окремому сервері застосувань з достатньою продуктивністю. Усі дані, використовувані для побудови оптимального розкладу, прийняття рішень при виборі альтернатив і отримані кінцеві поопераційні плани зберігаються в базі даних, незалежної від інших систем автоматизації діяльності підприємства. Усі користувачі працюють із системою через клієнтську програму із графічним інтерфейсом. Цей рівень не має прямих зв'язків з базою даних, що забезпечує масштабованість і безпеку. Також, верхній клієнтський рівень не навантажений складною логікою та обчисленнями, які проводяться на сервері застосувань, що знижує апаратні вимоги до комп'ютерів користувачів.

На технологічному рівні архітектура системи представляється у вигляді пристроїв, на яких виконуються застосування попереднього рівня, системного програмного забезпечення, артефактів, які формують фізичну реалізацію компонентів застосувань чи об'єктів даних та інфраструктурних сервісів (рис. 4.10). Основною частиною системи є модуль, що виконується на сервері застосувань. Він, у свою чергу, складається з ряду інших компонентів, які виконують свої функції. Для взаємодії ПЗ клієнтського рівня із сервером застосувань використовується протокол передачі

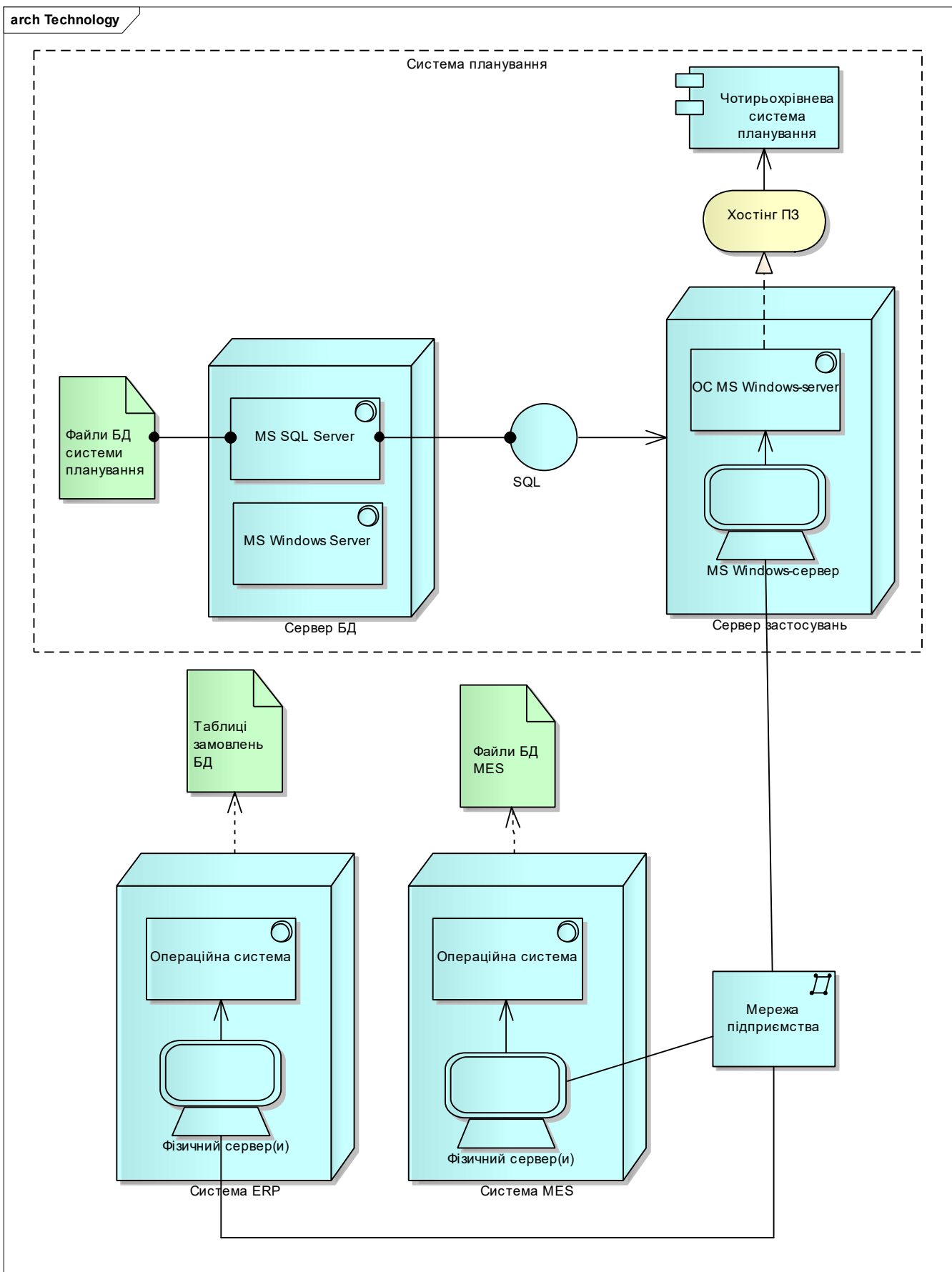


Рисунок 4.10 – Технологічний рівень

гіпертекстових даних HTTP (що, втім, може бути легко змінено). Для взаємодії із клієнтом і управління алгоритмічним забезпеченням на сервері використовуються сервіси, які одержують і обробляють запити від клієнта та повертають результати. Набір сервісів використовує класи алгоритмічного забезпечення для завдання вхідних даних, управління процесом розв'язання задачі побудови поопераційного плану та прийняття рішень, одержання результатів або повідомлень про неможливість продовжити розв'язання і необхідності втручання особи, що приймає рішення. Усі дані про перелік виконуваних завдань і робіт, що входять у них, доступних ресурсів та ін. зчитуються за допомогою шару доступу до даних, який реалізується за допомогою технології об'єктно-реляційного відображення (*Object-Relational Mapping*, ORM). Це дозволяє представити всі об'єкти бази даних в об'єктному виді та спростити доступ до даних з погляду ООП. Сам шар ORM вже формує запити та безпосередньо звертається до бази даних. Система управління базою даних на діаграмі представлена вузлом «сервер БД» і надає можливість для взаємодії за допомогою мови формування запитів SQL.

УІС КОП може входити до складу ERP-систем як окреме виділене ПЗ для управління плануванням виробництва (таким програмним забезпеченням звичайно є системи типу APS). Система ERP представлена окремим вузлом зі спрощеною структурою. Вона складається з фізичних серверів, операційної системи а також сховища даних. Конкретна реалізація залежить від обраної ERP-системи. Аналогічно, MES-система представлена відповідним вузлом. Система календарного та оперативного планування взаємодіє з системами ERP та MES через загальнокорпоративну мережу.

4.5 Статистичні дослідження системи УІС КОП

Як показано у розділі 1, конкретні алгоритми розв'язання задач в APS-системах є комерційною таємницею, а перелік критеріїв внутрішньої оптимізації або закритий, або обмежений декількома порівняно простими функціоналами, наприклад, довжина розкладу або мінімізація сумарного відхилення від директивних строків. З описів різних APS-систем можна припустити, що в них для складання розкладів використовуються швидкі евристичні або наближені алгоритми. Також, ми не можемо купити різні APS-системи з ціллю їх статистичного дослідження та порівняння з УІС КОП, тим більше, що ми не можемо їх тестувати на тих самих

критеріях оптимізації, що використовуються в УІС КОП. Зважаючи на це, ми порівнювали розв'язання задачі планування на 1–3 рівнях ЧМ КОП з розв'язанням тієї самої задачі за допомогою «універсального методу», що припустимо лежить в основі методології розв'язання задач у відомих системах, з точністю до дрібних модифікацій.

Так як іншого ефективного способу розв'язання задачі КОП, крім використання методології агрегації та дезагрегації, не існує, пропонується зберегти розроблені для формального представлення технологічних процесів мережевого типу процедури агрегації та дезагрегації, узгодженого планування, алгоритм розв'язання БЗКП, виключивши з них усі ПДС-алгоритми розв'язання одноетапних задач календарного планування, замінивши їх ефективними евристичними алгоритмами. Таким чином, статистичне дослідження ефективності УІС КОП фактично зводиться до доказу ефективності використання точних ПДС-алгоритмів розв'язання хоч і NP-трудних, але часткових одноетапних задач календарного планування, які використовуються в нашому методі.

«Універсальний метод» має такі відмінності від нашого. Замість точних ПДС-алгоритмів використовуються ефективні швидкодіючі евристичні алгоритми:

1 У якості евристичного алгоритму розв'язання задачі МЗМН на агрегованій моделі другого рівня агрегації використовується алгоритм побудови початкової допустимої послідовності, що враховує пріоритети виробів (відносин їх ваг і тривалостей) і обмеження, накладені орієнтованим ациклічним графом.

2 Для розв'язання одноетапних задач оптимізації на елементах мережі на третьому рівні ЧМ КОП використовуються:

- на елементах типу 2 (задача мінімізації сумарного випередження робіт на одному пристрої при відсутності запізнень, максимально пізньому моменту початку виконання завдань з довільними директивними строками) – алгоритм 4.1 (див. нижче);
- на елементах типу 3 (задача мінімізації сумарного випередження робіт при відсутності запізнень на ідентичних паралельних пристроях зі спільним директивним строком) – алгоритм, заснований на послідовному виконанні перестановок, що покращують функціонал [180] (розділ 2), на основі розкладу, отриманого жадібним алгоритмом A02 [180] (розділ 2);

- на елементах типу 4 (задача максимізації лексикографічного або скалярного критерію для допустимого розкладу на ідентичних паралельних пристроях рівної продуктивності з довільними директивними строками) – евристичний алгоритм для скалярного критерію Б2.1 зі [180] (розділ 3) або алгоритм 4.2 (див. нижче, для задач малої та середньої розмірності). Кінцевим результатом є максимальний з отриманих самих ранніх моментів запуску пристроїв;
- на елементах типу 5 (задача максимізації лексикографічного або скалярного критерію для допустимого розкладу на ідентичних паралельних пристроях різної продуктивності з довільними директивними строками) – евристичний алгоритм для скалярного критерію Г2.1 зі [180] (розділ 3) або алгоритм 4.2 (див. нижче, для задач малої та середньої розмірності). Кінцевим результатом є максимальний з отриманих самих ранніх моментів запуску пристроїв.

Алгоритм 4.1:

- 1 Побудувати допустимий (без завдань, що запізнюються) розклад, в якому завдання упорядковані за неспаданням директивних строків [156] (розділ 3).
- 2 За отриманим розкладом знаходимо максимально пізній момент запуску виконання робіт, при якому розклад залишається допустимим (див. алгоритм А [180] (розділ 1)).
- 3 В отриманому розкладі реалізуються всі допустимі перестановки, в результаті яких роботи з більшою тривалістю виконуються раніше. Як показано в [180] (теорема 1.4 та приклад до неї), кожна така перестановка зменшує сумарне випередження виконання робіт.

Алгоритм 4.2 – людино-машинний алгоритм, який об'єднує ефективні формальні процедури з професіоналізмом експертів в даній галузі:

- 1 Експерти попередньо розподіляють за пристроями роботи на виконання.
- 2 На кожному пристрої реалізується алгоритм 4.1.
- 3 Експерти аналізують отриманий розподіл і в разі необхідності проводять перерозподіл робіт по пристроях, перехід на крок 2.

4 Кроки 2 і 3 повторюються, поки не буде отримано допустимий розклад, який задовольняє експертів.

Дослідження проводились на ПК з процесором Intel з частотою 3 GHz. Розглядались такі розмірності (число операцій у мережі n): 100, 200, 500, 1000, 5000, 10000. Було згенеровано 125 прикладів для кожної розмірності. Далі кожний з 750 прикладів був розв’язаний (отриманий поопераційний план) обома методами та за кожним з п’яти базових критеріїв оптимізації (синтетичні критерії не тестувались, але розв’язання звичайних прикладних задач у системі показує, що використання змішаних критеріїв мало впливає на середню продуктивність нашого методу). Таким чином, було здійснено 3750 розв’язань кожним з методів.

Таблиці, які ілюструють статистичні дослідження системи, наведено у додатку В.3. Результати показують, що, як правило, універсальний метод діє у 1.5–2 рази швидше, але його ефективність за значенням функціоналу на 7–16% гірше (для критерію 1 порівняння показано на рис. 4.11).

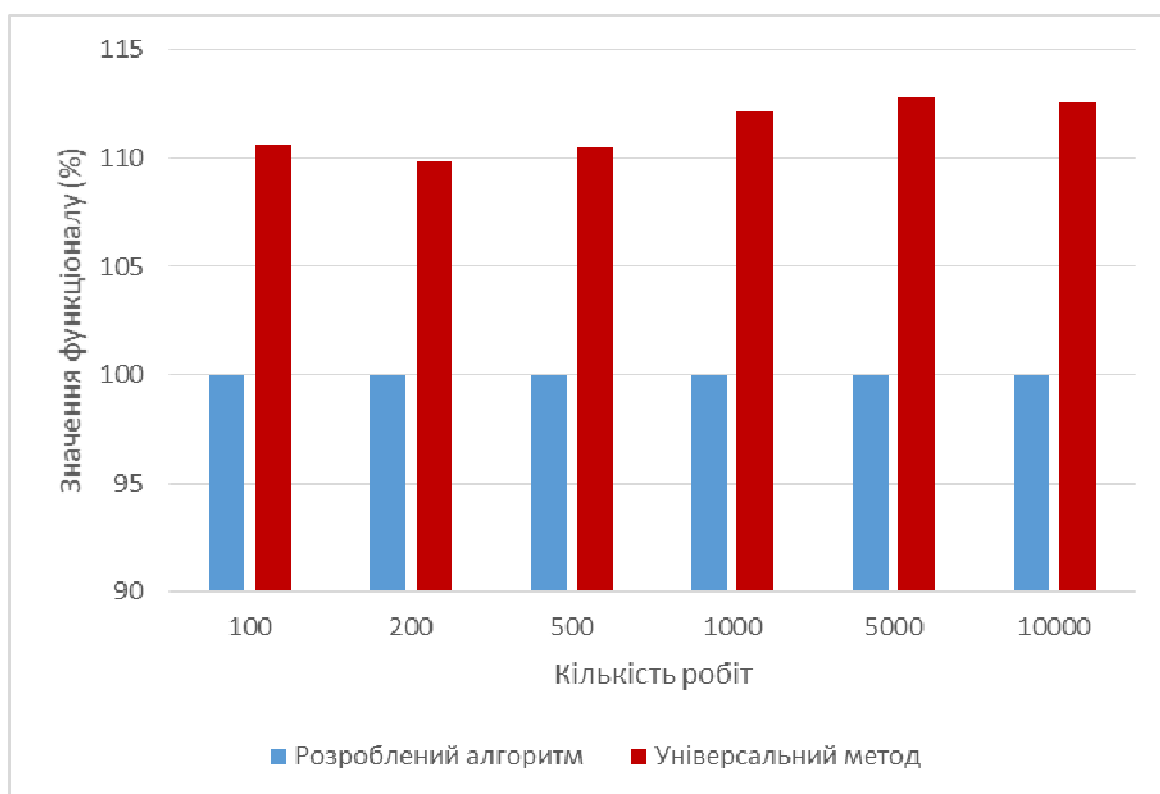


Рисунок 4.11 – Порівняння значення функціоналу

Один з прикладів був прорахований за допомогою APS-систем зі складу ERP-продуктів «ІТ-підприємство» [62] та SAP [143], при цьому результати були подібні

наведеній загальній статистиці, що підтверджує наше припущення про використання швидкодіючих евристичних алгоритмів в інших APS-системах.

4.6 Висновки за розділом 4

В даному розділі описана розробка та реалізація ІТ ієрархічного КОП у вигляді універсальної ієрархічної системи (УІС) КОП. Створена інформаційна технологія реалізує ряд викладених теоретичних результатів в конкретній практичній області: для розв'язання задач календарного та оперативного планування виробництв дрібносерійного типу. Проектування та опис УІС КОП виконувалося з використанням уніфікованої мови моделювання UML (Unified Modeling Language). Процес розробки включає організаційні, функціональні та технологічні аспекти реалізації, модель програмного забезпечення та концептуальну модель предметної області, що визначає організаційну структуру системи. Розроблена функціональна структура системи та структура комплексу технічних засобів, здійснено вибір засобів розробки. Було продемонстровано можливість застосування розробленої інформаційної технології в рамках загальної інформаційної системи підприємства. Показано функції, які виконує ІТ, та взаємодію з системами ERP та MES.

У рамках підходу щодо визначення архітектури підприємства, який детально розглянуто в розділі 1, було розроблено інформаційну технологію (APS-систему), що взаємодіє з іншими інформаційними системами підприємства та замінює функції планування MES-системи. Загалом розглянута інформаційна система дрібносерійного виробництва відповідає моделі, описаній в розділі 1.

Були проведені статистичні дослідження системи, які показали перевагу УІС КОП над APS-системами, що використовують універсальні евристичні методи. Результати показують, що, як правило, універсальний метод діє у 1.5–2 рази швидше, але його ефективність за значенням функціоналу на 7–16% гірше.

Частково проектування та розробка ІТ розглядається у додатку Г (наведено опис варіантів використання, опис життєвого циклу і діяльності системи, опис об'єктної моделі та фізичної моделі бази даних). Методика роботи в системі наводиться у додатку Д. Роботу системи продемонстровано у додатку Е на прикладі розв'язання задачі, наведеної у додатку Б. Акт впровадження системи див. додаток З.

Основні результати за розділом 4 опубліковані в [81, 117, 128, 157].

ВИСНОВКИ

Для розв'язання актуальної науково-практичної задачі календарного та оперативного планування об'єктів з мережевим представленням технологічних процесів автор провів дослідження, які привели до наступних наукових та практичних результатів, що мають істотні переваги перед існуючими рішеннями:

1 Описано соціально-економічні системи з мережевим представленням технологічних процесів (МПТП). Наведено вимоги, яким повинна задовольняти ефективна система календарного та оперативного планування (КОП). Проаналізовано сучасні моделі, методи та системи КОП. Показано, що ефективне КОП в сучасних ринкових умовах вимагає розробки нової ієрархічної моделі КОП та ІТ планування для соціально-економічних систем, що мають МПТП.

2 Вперше запропоновані формальні моделі поопераційного мережевого представлення дискретних технологічних процесів, які, на відміну від існуючих, дозволяють багатоетапну задачу календарного планування (БЗКП) звести до знаходження допустимого розв'язку з заданими директивними строками, що залежить від вибраного критерія;

3 Вперше розроблена методологія побудови чотирьохрівневої моделі календарного та оперативного планування (ЧМ КОП) на основі системного аналізу, теорії ПДС-алгоритмів, методології агрегації та дезагрегації запропонованої мережевої моделі та узгодженого планування, що дозволило знаходити поопераційний план в області глобального екстремуму по вибраному критерію оптимізації;

4 Підтверджена ефективність використання точних ПДС-алгоритмів в запропонованій чотирьохрівневій моделі планування, статистично підтверджена обчислювальна ефективність ПДС-алгоритму для задачі МЗМ, розроблений новий ефективний ПДС-алгоритм для задачі МСЗПР, для узагальненої задачі МСЗПР запропонований новий ефективний наближений алгоритм з теоретично обґрунтованими властивостями. Показано, що для будь-якого виду виробництва, при будь-якій вихідній технології виконання виробів і при будь-якій реалізації БЗКП, розв'язання задачі планування за одним з п'яти критеріїв оптимальності зводиться до отримання допустимого розв'язку БЗКП за критерієм максимізації моменту запуску найбільш ранньої роботи;

5 На основі запропонованих моделей та методів розроблена оригінальна інформаційна технологія календарного та оперативного планування в системах з мережевим представленням технологічних процесів;

6 Показано, що ефективність розв'язання БЗКП залежить від ефективності розв'язання першого рівня ЧМ КОП. Тому, статистично досліджується і обґрунтовується ефективність розв'язання задачі МЗМН. Показана ефективність як ПДС-алгоритму, так і наближеного алгоритму її розв'язання. Наближений алгоритм дозволяє розв'язувати реальні практичні задачі (перевірялися розмірності до 10,000 робіт), більшість задач розмірності до 5000 робіт розв'язується за менше, ніж 60 с. Розв'язки, отримані наближеним алгоритмом, збіглися з отриманими точним ПДС-алгоритмом в 98.47 % випадків. Статистично підтверджено, що використання ПДС-алгоритмів для побудови поопераційного плану в ЧМ КОП підвищує її ефективність на 7–16 %.

7 Проведені статистичні дослідження задачі МСЗПР. Середній час розв'язання запропонованим методом при розмірності задач до 40000 склав менше 21 мс на комп'ютері з процесором Intel Pentium Core 2 Duo. Частота отримання оптимального розв'язку зменшується зі збільшенням розмірності та при розмірності 100 складає в середньому 95 %, при 3000 – від 39% до 66%. Доведено, що достатні ознаки оптимальності допустимих розв'язків, отримані для загальної задачі без моментів запуску пристроїв, справедливі для задачі МСЗПР. Розроблено ефективний ПДС-алгоритм розв'язання задачі з трудомісткістю $O(mn \log n)$. Характеристика $\Omega_{\Sigma}(\sigma) = \min\{R_{\Sigma}(\sigma), \Delta_{\Sigma}(\sigma)\}$ є оцінкою відхилення функціоналу від оптимального значення, де $R_{\Sigma}(\sigma)$ – сумарний резерв часу пристроїв у розкладі σ ; $\Delta_{\Sigma}(\sigma)$ – сумарне запізнення усіх завдань відносно директивного строку. Наведено приклад розв'язання задачі та статистичні дослідження ПДС-алгоритму.

8 ІТ КОП реалізовано у вигляді універсальної ієрархічної системи КОП для виробництв дрібносерійного типу. Система використовується для автоматизації процесу планування виробництва на підприємстві ФГ «ЛЕТА» (м. Мукачево). Вона може працювати з даними реальних виробничих розмірів – сотні тисяч завдань та тисячі пристроїв, що їх виконують.

СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ

- 1 Aarts, E.H.L., Van Laarhoven, P.J.M., Ulder, N.L.J.: Local search based algorithms for job-shop scheduling. Working Paper. University of Technology, Eindhoven (1991) Aarts, E.H.L., Van Laarhoven, P.J.M., Ulder, N.L.J. Local search based algorithms for job-shop scheduling. Working Paper.— Eindhoven: University of Technology, Department of Mathematics and Computer Science,— 1991.— 20 p.
- 2 Adams, J., Balas, E., Zawack, D.: The shifting bottleneck procedure for job-shop scheduling. *Management Science* **34**(3), 391–401 (1988). doi:10.1287/mnsc.34.3.391
- 3 Advanced Planning & Scheduling. https://ru.wikipedia.org/wiki/Advanced_Planning_&_Scheduling (2018). Accessed 02 Feb 2020 (in Russian)
- 4 Advanced planning and scheduling software for balancing demand and capacity. <https://www.plm.automation.siemens.com/global/ru/products/manufacturing-operations/advanced-planning-scheduling.html> (2020). Accessed 02 Feb 2020 (in Russian)
- 5 Akers, S.B., Jr.: Letter to the editor—A graphical approach to production scheduling problems. *Operations Research* **4**(2), 244–245 (1956). doi:10.1287/opre.4.2.244
- 6 Aldzhanov V. IT-arkhitektura. Prakticheskoe Rukovodstvo ot A do Ya: Teoreticheskie Osnovy. Pervoe Izdanie. (ИТ-архитектура. Практическое руководство от А до Я: Теоретические основы. Первое издание; IT architecture. Practical guidance from A to Z: Theoretical foundations. First edition). Izdatel'skie resheniya (2018)
- 7 Alekseev, V.M.: Kurs professional'noy perepodgotovki "Master delovogo administrirovaniya". Modul' 15. Vopros 4. Informatsionnye tekhnologii korporativnogo upravleniya biznesom. (Курс профессиональной переподготовки "Мастер делового администрирования". Модуль 15. Вопрос 4. Информационные технологии корпоративного управления бизнесом; Professional retraining course "Master of Business Administration". Module 15. Question 4. Information technology of corporate business management). Akademiya podgotovki glavnykh spetsialistov. https://specialitet.ru/lekcyy/mba/lekcyy_modul_15_vopros_4.pdf (2020). Accessed 02 Feb 2020 (in Russian)
- 8 Balahonova, I.V., Volchkov, S.A., Kapitulo, V.A.: Logistika. Integraciya Processov s Pomoshh'ju ERP-Sistemy (Логистика. Интеграция процессов с помощью ERP-системы; Logistics. Integration of processes with an ERP system usage). SMC Prioritet, Nizhniy Novgorod (2006)

- 9 Balas, E., Lancia, G., Serafini, P., et al.: Job-shop scheduling with deadlines. *Journal of Combinatorial Optimization* **1**(4), 329–353 (1998) doi:10.1023/A:1009750409895
- 10 Balas, E., Vazacopoulos, A.: Guided local search with shifting bottleneck for job-shop scheduling. *Management Science* **44**(2), 262–275 (1998). doi:10.1287/mnsc.44.2.262
- 11 Baptiste, P., Le Pape, C., Nuijten, W.: *Constraint-based Scheduling: Applying Constraint Programming to Scheduling Problems Series. International Series in Operations Research & Management Science*, vol. 39. Springer, Boston (2001) doi:10.1007/978-1-4615-1479-4
- 12 Bitran, G.R., Haas, E.A., Hax, A.C.: Hierarchical production planning: a single stage system. *Operations Research* **29**, 717–743 (1981). doi:10.1287/opre.29.4.717
- 13 Bitran, G.R., Hax, A.C.: Disaggregation and resource allocation using convex knapsack problems with bounded variables. *Management Science* **27**, 431–441 (1981) doi: 10.1287/mnsc.27.4.431
- 14 Bitran, G.R., Hax, A.C.: On the design of hierarchical production planning systems. *Decis. Sci.* **8**, 28–55 (1977). doi:10.1111/j.1540-5915.1977.tb01066.x
- 15 Bitran, G.R., Tirupati, D.: Hierarchical production planning. In: Graves, S.C., Rinnooy Kan, A.H.G., Zipkin, P.H. (eds.) *Logistics of Production and Inventory. Handbooks in Operations Research and Management Science*, vol. 4, pp. 523–568. Elsevier Science Publishers B. V., Amsterdam (1993). doi:10.1016/s0927-0507(05)80190-2
- 16 Brucker, P., Hurink, J., Werner F.: Improving local search heuristics for some scheduling problems—I. *Discr. Appl. Math.* **65**(1–3), 97–122 (1996). doi:10.1016/0166-218X(95)00030-U
- 17 Brucker, P., Hurink, J., Werner F.: Improving local search heuristics for some scheduling problems. Part II. *Discrete Applied Mathematics* **72**(1–2), 47–69 (1997). doi:10.1016/S0166-218X(96)00036-4
- 18 Cai, Y.; Chen, J.: Flexible job shop fuzzy scheduling method based on immune genetic algorithm. *Academic Journal of Manufacturing Engineering* **16**(4), 89–94 (2018)
- 19 Caseau, Y., Laburthe, F.: Disjunctive scheduling with task intervals. LIENS Technical Report 95-25, Laboratoire d’Informatique de l’Ecole Normale Supérieure, Paris (1995)
- 20 Chaya, V.T., Chupahina, N.I.: Konceptualnye osnovy razvitiya upravlencheskogo ucheta (Концептуальные основы развития управленческого учета; Conceptual

- bases of management accounting development). *Ekonomicheskii analiz: teoriya i praktika* **2009**(3), 25–31 (2009) (in Russian)
- 21 Chen, Y.X.: Integrated optimization model for production planning and scheduling with logistics constraints. *International Journal of Simulation Modeling* **15**(4), 711–720 (2016). doi:10.2507/ijssimm15(4)co16
 - 22 Conway, R.W., Maxwell, W.L., Miller, L.W.: *Theory of Scheduling*. Addison-Wesley Pub. Co., Boston (1967)
 - 23 Cook, S.A.: The complexity of theorem-proving procedures. In: *Proceedings of the 3rd annual ACM symposium on Theory of computing STOC '71*, Shaker Heights, Ohio, 03–05 May 1971, pp. 151–158. ACM, New York (1971). doi:10.1145/800157.805047
 - 24 Cruz-Chavez, M.A., Cruz Rosales, M.H., Zavala-Diaz, J.C., Hernandez Aguilar, J.A., Rodriguez-Leon, A., Prince Avelino, J.C., Luna Ortiz, M.E., Salinas, O.H.: Hybrid micro genetic multi-population algorithm with collective communication for the job shop scheduling problem. *IEEE Access* **7**, 82358–82376 (2019). doi:10.1109/access.2019.2924218
 - 25 De Rosa, C.: *Planirovanie resursov, sinkhronizirovannoe s pokupatelem (CSRP)* (Планирование ресурсов, синхронизированное с покупателем (CSRP); customer synchronized resource planning (CSRP)). *Consulting.ru* **21** (1999).
 - 26 Dechter, R.: *Constraint Processing*. Morgan Kaufmann, San Francisco (2003)
 - 27 Demirkol, E., Mehta, S., Uzsoy, R.: A computational study of shifting bottleneck procedures for shop scheduling problems. *Journal of Heuristics* **3**(2), 111–137 (1997). doi:10.1023/A:1009627429878
 - 28 Donati, A.V., Darley, V., Ramachandran, B.: An ant-bidding algorithm for multi-stage flowshop scheduling problem: optimization and phase transitions. In: Siarry P., Michalewicz Z. (eds) *Advances in Metaheuristics for Hard Optimization*, pp.111–136. Springer, Berlin, Heidelberg (2008) doi:10.1007/978-3-540-72960-0_6
 - 29 Dorigo, M.: *Optimization, learning and natural algorithms*. Dissertation, Politecnico di Milano (1992)
 - 30 Dorndorf, U., Pesch, E.: Evolution based learning in a job-shop scheduling environment. *Computers & Operations Research* **22**(1), 25–40 (1995). doi:10.1016/0305-0548(93)E0016-M

- 31 Edelkamp, S., Schrödl, S.: Heuristic search: Theory and applications. Morgan Kaufmann Publishers, Waltham, MA (2012). doi:10.1016/C2009-0-16511-X
- 32 Efetova, K.F., Podchasova, T.P., Portugal, V.M., Trinchuk, B.E.: Planirovanie proizvodstva v usloviyah ASU (Планирование производства в условиях АСУ; Production planning in an automated control system conditions). Tehnika, Kyiv (1984) (in Russian)
- 33 Emelianov, S.V (ed.): Upravlenie gibkimi proizvodstvennymi sistemami. Modeli i algoritmy (Управление гибкими производственными системами. Модели и алгоритмы; Flexible production systems management. Models and algorithms). Mashinostroenie, Moscow; Technik, Berlin (1987) (in Russian)
- 34 ERP. <https://ru.wikipedia.org/wiki/ERP> (2020). Accessed 02 Feb 2020 (in Russian)
- 35 ERP-rynok glazami veterana (ERP-рынок глазами ветерана; ERP-market through the eyes of a veteran). PC Week Ukrainian Edition. SK-Press. <http://www.pcweek.ua/themes/detail.php?ID=135600> (2011). Accessed 02 Feb 2020 (in Russian)
- 36 Falkenauer, E., Bouffouix, S.: A genetic algorithm for job-shop. Proceedings of the IEEE International Conference on Robotics and Automation, Sacramento, 9–11 April 1991. doi:10.1109/ROBOT.1991.131689
- 37 Fedyaev, A. A., Fedyaeva, E. M.: K voprosu o razvitii sovremennyh ERP-sistem (К вопросу о развитии современных ERP-систем; On the development of modern ERP systems). Molodoi uchenyi **17**, 26–30. <https://moluch.ru/archive/97/21837/> (2015). Accessed 02 Feb 2020 (in Russian)
- 38 Fisher, H., Thompson, G.L.: Probabilistic learning combinations of local job-shop scheduling rules. In: Muth, J.F., Thompson, G.L. (eds.) Industrial Scheduling, pp. 225–251. Prentice-Hall, Englewood Cliffs (1963)
- 39 Fisher, M.L., Rinnooy Kan, A.H.G.: The design, analysis and implementation of heuristics. Management Science **34**(3), 263–265 (1988). doi:10.1287/mnsc.34.3.263
- 40 Flajolet, P., Sedgewick, R.: Analytic Combinatorics. Cambridge University Press, Princeton (2009). doi:10.1017/CBO9780511801655
- 41 Foo, S.Y., Takefuji, Y.: Integer linear programming neural networks for job-shop scheduling. IEEE International Conference on Neural Networks, San Diego, 24–27 July 1988. doi:10.1109/icnn.1988.23946
- 42 Foo, S.Y., Takefuji, Y.: Stochastic neural networks for solving job-shop scheduling: Part 1. Problem representation. IEEE International Conference on Neural Networks,

San Diego, 24–27 July 1988. doi:10.1109/icnn.1988.23939

- 43 Foo, S.Y., Takefuji, Y.: Stochastic neural networks for solving job-shop scheduling: Part 2. Architecture and simulations. IEEE International Conference on Neural Networks, San Diego, 24–27 July 1988. doi:10.1109/icnn.1988.23940
- 44 Fox, M.S., Smith, S.F, Allen, B.P., et al.: ISIS: A constraint-directed reasoning approach to job-shop scheduling. In: Proceedings of the IEEE Trends and Applications Conference, pp. 76–81. Washington (1983)
- 45 Fox, M.S.: Constraint-directed search: a case study of job shop scheduling. Dissertation, Carnegie Mellon University, Pittsburgh (1983)
- 46 Fox, M.S.: ISIS: A retrospective. Intelligent scheduling. In: Zweben, M., Fox, M.S. (eds.) Intelligent scheduling, pp. 1–28. Morgan Kaufmann Publishers, San Mateo (1994)
- 47 Garey, M.R., Johnson, D.S.: Computers and Intractability: a Guide to the Theory of NP-Completeness. W.H. Freeman and Co, San Francisco (1979)
- 48 Gastek, D.M.: Managing MRP-II. *Management Automation* **1**, 39–41 (1986)
- 49 Gilani, F.: C# In-Depth. Harness the Features of C# to Power Your Scientific Computing Projects. <https://docs.microsoft.com/en-us/archive/msdn-magazine/2004/march/harness-csharp-to-power-your-scientific-computing-projects> (2004). Accessed 02 Feb 2020
- 50 Glover, F., Greenberg, H.J.: New approaches for heuristic search: A bilateral linkage with artificial intelligence. *European Journal Operations Research* **39**(2), 119–130 (1989). doi:10.1016/0377-2217(89)90185-9
- 51 Glover, F., Laguna, M.: *Tabu Search*. Springer, Boston (1997) doi:10.1007/978-1-4615-6089-0
- 52 Glover, F.: Future paths for integer programming and links to artificial intelligence. *Computers & Operations Research* **13**(5), 533–549 (1986). doi:10.1016/0305-0548(86)90048-1
- 53 Glover, F.: Heuristics for integer programming using surrogate constraints. *Decis. Sci.* **8**(1), 156–166 (1977). doi:10.1111/j.1540-5915.1977.tb01074.x
- 54 Glover, F.: Tabu search—Part I. *ORSA Journal on Computing* **1**(3), 190–206 (1989). doi:10.1287/ijoc.1.3.190
- 55 Glover, F.: Tabu search—Part II. *ORSA Journal on Computing* **2**(1), 4–32 (1990). doi:10.1287/ijoc.2.1.4
- 56 Grabot, B., Geneste, L.: Dispatching rules in scheduling: A fuzzy approach.

- International Journal of Production Research **32**(4), 903–915 (1994). doi:10.1080/00207549408956978
- 57 Graves, S.C.: Manufacturing planning and control. In: Pardalos, P., Resende, M. (eds.) Handbook of Applied Optimization, pp. 728–746. Oxford University Press, New York (2002)
 - 58 Grefenstette, J.J.: Incorporating problem specific knowledge into genetic algorithms. In: Davis, L. (ed.) Genetic Algorithms and Simulated Annealing, pp. 42–60. Pitman, London (1987)
 - 59 Hartmann, S.A.: A self-adapting genetic algorithm for project scheduling under resource constraints. Naval Research Logistics **49**(5), 433–448 (2002). doi:10.1002/nav.10029
 - 60 Hax, A.C., Meal, H.C.: Hierarchical integration of production planning and scheduling. In: Geisler, M.A. (ed.) Logistics. Studies in Management Sciences, vol. 1, pp. 53–69. North Holland/American Elsevier, New York (1975)
 - 61 Hefetz, N., Adiri, I.: An efficient optimal algorithm for the two-machines unit-time job-shop schedule-length problem. Mathematics of Operations Research **7**(3), 354–360 (1982). doi:10.1287/moor.7.3.354
 - 62 Information Technologies Website. IT-Enterprise. <http://www.it.ua> (2020) Accessed 02 Feb 2020 (in Russian)
 - 63 Information Technologies Website. MES (manufacturing execution system). <https://www.it.ua/ru/knowledge-base/technology-innovation/manufacturing-execution-system-mes> (2020). Accessed 02 Feb 2020 (in Russian)
 - 64 International Society of Automation. <https://www.isa.org/> (2020). Accessed 02 Feb 2020
 - 65 Jackson, J.R.: An extension of Johnson’s result on job lot scheduling. Naval Res. Logist. Quart. **3**(3), 201–203 (1956). doi:10.1002/nav.3800030307
 - 66 Jain, A.S., Meeran, S.: Deterministic job-shop scheduling: past, present and future. European Journal of Operations Research **113**, 390–434 (1999). doi:10.1016/S0377-2217(98)00113-1
 - 67 Jelvicky, D.: Razrushenie stereotipov (Разрушение стереотипов; Stereotypes destruction). Computerworld Russia **17**. <http://www.osp.ru/cw/2013/17/13036460/> (2013). Accessed 02 Feb 2020 (in Russian)
 - 68 Johnson S.M. Optimal two- and three-stage production schedules with setup times

- included. *Naval Research Logistics* **1**(1), 61–68 (1954). doi:10.1002/nav.3800010110
- 69 Johnson, D.S., Papadimitriou, C.H., Yannakakis, M.: How easy is local search? *Journal of Computer and System Sciences* **37**(1), 79–100 (1988). doi:10.1016/0022-0000(88)90046-3
- 70 Karp, R.M.: Reducibility among combinatorial problems. In: Miller, R.E., Thather, J.W. (eds.) *Complexity of Computer Computations*, pp. 85–103. Plenum press, New York, (1972). doi:10.1007/978-1-4684-2001-2_9
- 71 Kenta, T., Eiji, M., Hidefumi, W., Eiji, A.: A study on efficient method of job-shop scheduling based on simulated annealing. In: *The Proceedings of Manufacturing Systems Division Conference*, vol. 2018, p. 407 (2018). doi:10.1299/jsmemsd.2018.407
- 72 Kolisch, R., Hartmann, S.: Heuristic algorithms for the resource-constrained project scheduling problem: Classification and computational analysis. In: Węglarz, J. (ed.) *Project Scheduling. International Series in Operations Research & Management Science*, vol. 14, pp. 147–178. Springer, New York (1999) doi:10.1007/978-1-4615-5533-9_7
- 73 Kovács, A.: Novel models and algorithms for integrated production planning and scheduling. Dissertation. Computer and Automation Research Institute, Budapest (2005)
- 74 Krylovich, A.: ERP-sistemy pozvolayut planirovat v rynochnyh usloviyah (ERP-системы позволяют планировать в рыночных условиях; ERP-systems allow you to plan in market conditions). *BOSS* **5**. http://bigc.ru/publications/other/logistics/erp_systems_planir_v_rinochn_uclov.php (2000). Accessed 02 Feb 2020 (in Russian)
- 75 Kuhpfahl, J., Bierwirth, C.: A study on local search neighborhoods for the job shop scheduling problem with total weighted tardiness objective. *Computers and Operations Research* **66**, 44–57 (2016). doi:10.1016/j.cor.2015.07.011
- 76 Lageweg, B.J., Lawler, E.L., Lenstra, J.K., Rinnooy Kan, A.H.G.: Computer-aided complexity classification of combinatorial problems. *Communication of the ACM* **25**(11), 817–822 (1982). doi:10.1145/358690.363066
- 77 Lastovirya, V.N., Gladkov, E.A., Konovalov, A.V.: Optimizaciya v Avtomatizirovannom Proektirovanii Svarochnogo Proizvodstva (Оптимизация в Автоматизированном Проектировании Сварочного Производства; Optimization

- in the Automated Design of Welding Production). MSIU, Moscow (2008) (in Russian)
- 78 Lawler, E.L., Lenstra, J.K., Rinnooy Kan, A.H.G., Shmoys, D.B.: Sequencing and scheduling: Algorithms and complexity. In: Graves, S.C., Rinnooy Kan, A.H.G., Zipkin, P.H. (Eds.) *Logistics of Production and Inventory. Handbook in Operations Research and Management Science*, vol. 4, pp. 445–522. North-Holland, Amsterdam (1993). doi:10.1016/S0927-0507(05)80189-6
 - 79 Lawrence, S.: Supplement to resource constrained project scheduling: An experimental investigation of heuristic scheduling techniques. GSIA, Carnegie-Mellon University, Pittsburgh (1984)
 - 80 Le Pape, C.: Scheduling as intelligent control of decisionmaking and constraint propagation. In: Zweben, M., Fox, M.S. (eds.) *Intelligent scheduling*, pp. 67–98. Morgan Kaufmann Publishers, San Mateo (1994)
 - 81 Lisetsky, T.N., Melnikov, O.V.: Informacionnye tehnologii v chetyrehurovnevoi modeli planirovaniya, prinyatiya resheniy i operativnogo upravleniya v setevykh sistemakh s ogranichennymi resursami (Информационные технологии в четырехуровневой модели планирования, принятия решений и оперативного управления в сетевых системах с ограниченными ресурсами; Information technology in a four-level model for planning, decision making and operational management in network systems with limited resources). In: Ilchenko, M.Y. (ed) *Abstracts of the 21st International Conference on Automatic Control Automatics-2014*, Kiev, 23–27 September 2014, pp. 204–205. NTUU “Igor Sikorsky KPI”, Kiev (2014)
 - 82 Lisetsky, T.N.: Efficiency research of the three-level model of small-series production planning. *Bulletin of the National Technical University "KhPI": a collection of scientific papers. Thematic issue: System analysis, management and information technology* **44**(1320), 19–25 (2018). doi:10.20998/2079-0023.2018.44.04
 - 83 Lourenco H.R.D., Zwijnenburg M. Combining the large-step optimization with tabu-search: Application to the job-shop scheduling problem. In: Osman, I.H., Kelly, J.P. (eds) *Meta-Heuristics: Theory and Applications*, pp. 219–236. Springer, Boston (1996). doi:10.1007/978-1-4613-1361-8_14
 - 84 Lourenco, H.R.D.: A computational study of the job-shop and the flow-shop scheduling problems. Dissertation, Cornell University (1993)

- 85 Lourenco, H.R.D.: Job-shop scheduling: Computational study of local search and large-step optimization methods. *European Journal of Operations Research* **83**(2), 347–364 (1995). doi:10.1016/0377-2217(95)00012-F
- 86 Martin, O., Otto, S.W., Felten, E.W.: Large-step Markov chains for traveling salesman problem. *Complex Systems* **5**(3), 299–326 (1989)
- 87 Martin, O., Otto, S.W., Felten, E.W.: Large-step Markov chains for TSP incorporating local search heuristics. *Operations Research Letters* **11**(4), 219–224 (1992). doi:10.1016/0167-6377(92)90028-2
- 88 Martin, R.C.: Principles of OOD. <https://en.wikipedia.org/wiki/SOLID> (2020). Accessed 02 Feb 2020
- 89 Matsuo, H., Suh, C.J., Sullivan, R.S.: A controlled search simulated annealing method for the general job-shop scheduling problem. Working Paper. University of Texas, Austin (1988)
- 90 Melnikov, O.V.: Informaciyni tehnologii bagatorivneвого planuvannia v organizaciyno-vyrobnychih systemah z obmejenymy resursamy (Інформаційні технології багаторівневого планування в організаційно-виробничих системах з обмеженими ресурсами; Multilevel planning information technologies in organizational and production systems with limited resources). Dissertation, NTUU “Igor Sikorsky KPI” (2013)
- 91 Manufacturing execution system. https://uk.wikipedia.org/wiki/Manufacturing_execution_system (2020). Accessed 02 Feb 2020 (in Ukrainian)
- 92 Mescheryakov, V.: Rossiiskii rynek ERP: 1S rastet bystree vseh (Российский рынок ERP: 1С растёт быстрее всех; Russian ERP market: 1C grows faster than all). CNews. RosBusinessConsulting. <http://www.cnews.ru/news/top/index.shtml?2011/09/19/455890> (2011). Accessed 02 Feb 2020 (in Russian)
- 93 Michel, L., Hentenryck, P.V.: Activity-based search for black-box constraint programming solvers. In: Beldiceanu N., Jussien N., Pinson É. (eds) *Integration of AI and OR Techniques in Constraint Programming for Combinatorial Optimization Problems*. CPAIOR 2012. Lecture Notes in Computer Science, vol 7298, pp. 228–243. Springer, Berlin, Heidelberg (2012). doi:10.1007/978-3-642-29828-8_15
- 94 Mondal, P.K., Nazmul Ahsan, A.M.M., Quayum, K.A.: An approach to develop an effective job rotation schedule by using genetic algorithm. *Proceedings of 2013 In-*

- ternational Conference on Electrical Information and Communication Technology (EICT 2013), Khulna (2014). doi:10.1109/EICT.2014.6777883
- 95 Morton, T.E., Pentico, D.W.: *Heuristic Scheduling Systems: With Applications to Production Systems and Project Management*. Wiley & Sons, New York (1993)
 - 96 Moscato, P.: *On evolution, search, optimization, genetic algorithms and martial arts: Towards memetic algorithms*. C3P Report 826: Caltech Concurrent Computation Program, Caltech (1989)
 - 97 MRP. <https://ru.wikipedia.org/wiki/MRP> (2020). Accessed 02 Feb 2020 (in Russian)
 - 98 MRP i MRP II (MRP и MRP II; MRP & MRP II). Planeta KIS. http://bigc.ru/publications/other/logistics/mpr_and_mpr2.php (1999). Accessed 02 Feb 2020 (in Russian)
 - 99 MRP II. https://ru.wikipedia.org/wiki/MRP_II (2020). Accessed 02 Feb 2020 (in Russian)
 - 100 Nakano R., Yamada T. Conventional genetic algorithm for job-shop problems. In: Kenneth, M.K., Booker, L.B. (eds.) *Proceedings of the 4th International Conference on Genetic Algorithms and their Applications*, San Diego (1991)
 - 101 Nguyen, S., Zhang, M., Johnston, M., Tan, K.C.: Genetic programming for job shop scheduling. In: Bansal, J., Singh, P., Pal, N. (eds) *Evolutionary and Swarm Intelligence Algorithms*. Studies in Computational Intelligence, vol 779, pp. 143–167. Springer, Cham (2019). doi:10.1007/978-3-319-91341-4_8
 - 102 Nowicki, E., Smutnicki, C.: A fast taboo search algorithm for the job-shop problem. *Management Science* **42**(6), 797–813 (1996). doi:10.1287/mnsc.42.6.797
 - 103 Nuijten, W.P.M., Le Pape, C.: Constraint-based job-shop scheduling with ILOG SCHEDULER. *Journal of Heuristics* **3**(4), 271–286 (1998). doi:10.1023/A:1009687210594
 - 104 Ohno, T.: *Toyota Production System: Beyond Large-Scale Production*. Productivity Press, Cambridge (1988)
 - 105 Oleynik, P.P.: *Korporativnye informacionnye sistemy (Корпоративные информационные системы; Corporate information systems)*. Piter Publishing House, Saint Petersburg (2012)
 - 106 Ouelhadj, D., Petrovic, S.: A survey of dynamic scheduling in manufacturing systems. *Journal of Scheduling* **12**, 417–431 (2009). doi:10.1007/s10951-008-0090-8

- 107 Panorama Consulting Group LLC. 2011 Guide to ERP Systems and Vendors. An Independent Research Report. <https://www.webcitation.org/65BhgKyzp?url=http://panorama-consulting.com/Documents/2011-Guide-to-ERP-Systems-and-Vendors.pdf> (2011). Accessed 02 Feb 2020
- 108 Panwalkar, S.S., Iskander, W.: A survey of scheduling rules. *Operations Research* **25**(1), 45–61 (1977). doi:10.1287/opre.25.1.45
- 109 Park, J., Kang, M., Lee, K.: An intelligent operations scheduling system in a job shop. *International Journal of Advanced Manufacturing Technology* **11**(2), 111–119 (1996). doi:10.1007/bf01341559
- 110 Pavlov, A.A. (ed.): *Konstruktivnye Polinomialnye Algoritmy Resheniya Individualnyh Zadach iz Klassa NP* (Конструктивные полиномиальные алгоритмы решения индивидуальных задач из класса NP; Constructive Polynomial Algorithms for Solving Individual Problems from the Class NP), *Tehnika*, Kyiv (1993) (in Russian)
- 111 Pavlov, A.A., Misura, E.B., Lisetsky T.N.: Sostavlenie raspisaniya vypolneniya nezavisimyyh zadaniy identichnymi parallelnymi priborami, momenty zapuska kotoryh menshe obshchego direktivnogo sroka (Составление расписания выполнения независимых заданий идентичными параллельными приборами, моменты запуска которых меньше общего директивного срока; Scheduling independent tasks on the identical parallel machines which starting times are smaller than a common due date). *Visnyk NTUU KPI Informatics, Operation and Computer Science* **58**, 24–28 (2013) (in Russian)
- 112 Pavlov, A.A., Misura, E.B., Lisetsky, T.N., et al.: Chetyrehurovnevaya model' planirovaniya, priniatiya resheniy i operativnogo upravleniya v setevykh sistemakh s ogranichennymi resursami (Четырехуровневая модель планирования, принятия решений и оперативного управления в сетевых системах с ограниченными ресурсами; The four-level model of planning, decision making and operational control in the network systems with limited resources). *Visnyk NTUU KPI Informatics, Operation and Computer Science* **58**, 11–23 (2013) (in Russian)
- 113 Pavlov, A.A., Misura, E.B., Lisetsky, T.N.: Ob'edinenie rabot v gruppy s uchetom ih prioritetov, gotovnosti k vypolneniyu i direktivnyh srokov (Объединение работ в группы с учетом их приоритетов, готовности к выполнению и директивных

- сроков; Combining tasks in groups according to their priorities, readiness and deadlines). *Visnyk NTUU KPI Informatics, Operation and Computer Science* **53**, 209–211 (2011) (in Russian)
- 114 Pavlov, A.A., Misura, E.B., Lisetsky, T.N.: Realizaciya zadachi summarnogo vzveshennogo momenta okonchaniya vypolneniya zadaniy v sisteme ierarhicheskogo planirovaniya (Реализация задачи суммарного взвешенного момента окончания выполнения заданий в системе иерархического планирования; Application of the total weighted completion times of tasks problem in an hierarchical planning system). Paper presented at the 1st international conference Informaciini tehnologii yak innovaciyni shlyah rozvitku Ukrainy u XXI stolitti, Transcarpathian State University, Uzhhorod, 6–8 December 2012 (in Russian)
- 115 Pavlov, A.A., Misura, E.B., Lisetsky, T.N., et al.: Algoritmicheskoe obespechenie tret'ego i chetvertogo urovnei chetyrehurovnevoi modeli planirovaniya i prinyatiya reshenii v setevykh sistemah s ogranichennymi resursami (Алгоритмическое обеспечение третьего и четвертого уровней четырехуровневой модели планирования и принятия решений в сетевых системах с ограниченными ресурсами; Algorithmic support of the third and fourth levels of the four-level model of planning and decision making in network systems with limited resources). In: Ilchenko, M.Y. (ed). Abstracts of the 1st International Conference Infocom Advanced Solutions 2015, 24–25 November 2015, vol. 1, pp. 42–43. NTUU “Igor Sikorsky KPI”, Kiev (2015)
- 116 Pavlov, A.A., Misura, E.B., Lisetsky, T.N., et al.: Algoritmizaciya tret'ego i chetvertogo urovnei chetyrehurovnevoi modeli kalendarnogo i operativnogo planirovaniya i prinyatiya resheniy v setevykh sistemah s ogranichennymi resursami (Алгоритмизация третьего и четвертого уровней четырехуровневой модели календарного и оперативного планирования и принятия решений в сетевых системах с ограниченными ресурсами; Algorithmization of the third and fourth levels of the four-level model of scheduling, operational planning, and decision making in network systems with limited resources). *Visnyk NTUU KPI Informatics, Operation and Computer Science* **63**, 72–92 (2015) (in Russian)
- 117 Pavlov, A.A., Misura, E.B., Lisetsky, T.N., et al.: Chotyriohrivneva model' kalendarnogo ta operatyvnogo planuvannia i pryiniattia rishen' pri funkcionuvanni oboronnyh pidpriemstv dyskretnogo typu (Чотирьохрівнева модель календарного та оперативного планування і прийняття рішень при функціонуванні оборонних підприємств дискретного типу)

- та оперативного планування і прийняття рішень при функціонуванні оборонних підприємств дискретного типу; Four-level model of calendar and operational planning and decision-making in the operation of discrete-type defense enterprises). In: Proceedings of Scientific-Practical Conference “Intellectual potential is the foundation of the future of Ukraine and its Armed Forces”, Kiev, 17 November 2016
- 118 Pavlov, A.A., Misura, E.B., Lisetsky, T.N., et al.: Informaciyna tehnologiya iyerarhichnogo planuvannya ta priyniattia rishen' v organizaciyno-virobnychih sistemah (Інформаційна технологія ієрархічного планування та прийняття рішень в організаційно-виробничих системах; The system of hierarchical planning and decision making in organizational and production systems). Visnyk NTUU KPI Informatics, Operation and Computer Science **52**, 3–14 (2010) (in Ukrainian)
- 119 Pavlov, A.A., Misura, E.B., Melnikov, O.V., et al.: Trebovaniya k sozdaniyu sistem proizvodstvennogo planirovaniya i upravleniya slozhnymi ob'ektami, imeyushchimi setevoe predstavlenie tekhnologicheskikh protsessov i ogranichennye resursy (Требования к созданию систем производственного планирования и управления сложными объектами, имеющими сетевое представление технологических процессов и ограниченные ресурсы; Requirements for the creation of production planning and management systems for complex objects with a network representation of technological processes and limited resources). Visnyk NTUU KPI Informatics, Operation and Computer Science **46**, 3–12 (2007) (in Russian)
- 120 Pavlov, A.A., Misura, E.B., Melnikov, O.V., Ruchani, S.A.: Obschaya model' i metody ierarhicheskogo planirovaniya funkcionirovaniya slojnyh organizacionno-proizvodstvennyh sistem s ogranichennymi resursami (Общая модель и методы иерархического планирования функционирования сложных организационно-производственных систем с ограниченными ресурсами; General model and methods for hierarchical planning of complex organizational and production systems functioning with limited resources). Syst. Res. and Inform. Technol. **2005**(4), 7–23 (2005) (in Russian)
- 121 Pavlov, A.A., Misura, E.B., Zhdanova, E.G., et al.: Matematychni modeli i metody planuvannya ta pryiniattia rishen' v skladnyh systemah v umovah nevyznachenosti (Математичні моделі і методи планування та прийняття рішень в складних системах в умовах невизначеності; Mathematical models and methods of planning and decision-making in complex systems under uncertainty). Final Report

- #0213U006610, NTUU “Igor Sikorsky KPI”, Kiev (2013) (in Ukrainian)
- 122 Pavlov, A.A., Misura, E.B., Zhdanova, E.G., et al.: Stvorennya matematychnykh modeley ta metodiv iyerarkhichnoho planuvannya ta pryynyattya rishen' v vyrobnychykh systemakh z obmezenymy resursamy (Створення математичних моделей та методів ієрархічного планування та прийняття рішень в виробничих системах з обмеженими ресурсами; Mathematical models and methods creating for hierarchical planning and decision making in production systems with limited resources). Final Report #0210U006947, NTUU “Igor Sikorsky KPI”, Kiev (2010) (in Ukrainian)
 - 123 Pavlov, A.A., Misura, E.B., Zhdanova, E.G., et al.: Teoriya PDS-algoritmov i stvorennya na yiyu osnovi modelei i metodiv planuvannia, pryiniattia rishen' (Теорія ПДС-алгоритмів і створення на її основі моделей і методів планування, прийняття рішень; Theory of PSC-algorithms and creation of models and methods of planning, decision making based on it). Final Report #0216U010163, NTUU “Igor Sikorsky KPI”, Kiev (2016) (in Ukrainian)
 - 124 Pavlov, A.A., Misura, E.B., Zhdanova, E.G., et al.: Vazhkorozv'yazuvani zadachi kombinatornoyi optymizatsiyi ta teoriya PDS-alhorytmiv (Важкорозв'язувані задачі комбінаторної оптимізації та теорія ПДС-алгоритмів; Intractable problems of combinatorial optimization and the theory of PSC-algorithms). Final Report #0220U100685, NTUU “Igor Sikorsky KPI”, Kiev (2019) (in Ukrainian)
 - 125 Pavlov, A.A., Misura, E.B.: Minimizaciya summarnogo zapazdyvaniya pri vypolnenii nezavisimyh zadaniy s obshchim direktivnym srokom identichnymi parallelnymi priborami, momenty zapuska kotoryh proizvolny (Минимизация суммарного запаздывания при выполнении независимых заданий с общим директивным сроком идентичными параллельными приборами, моменты запуска которых произвольны; The total tardiness minimization when processing independent tasks with a common due date on the identical parallel machines with an arbitrary starting times) // Visnyk NTUU KPI Informatics, Operation and Computer Science **59**, 28–34 (2013) (in Russian)
 - 126 Pavlov, A.A., Misura, E.B.: Novyi podhod k resheniyu zadachi “Minimizaciya summarnogo vzveshennogo opozdaniya pri vypolnenii nezavisimyh zadaniy s direktivnymi srokami odnim priborom” (Новый подход к решению задачи “Минимизация суммарного взвешенного опоздания при выполнении независимых заданий с директивными сроками одним прибором”

- нимизация суммарного взвешенного опоздания при выполнении независимых заданий с директивными сроками одним прибором”; A new approach for solving the problem: “Minimization of total weighted tardiness when fulfilling independent tasks in due times at one mashine”). *System Research and Information Technologies* **2002**(2), 7–32 (2002) (in Russian)
- 127 Pavlov, A.A., Misura, E.B., Melnikov, O.V., et al.: Zagal'na shema planuvannia ta upravlinnia skladnymi ob'ektami, scho maiut' merejne predstavleniya tehnologichnyh procesiv i obmejeni resursy (Загальна схема планування та управління складними об'єктами, що мають мережне представлення технологічних процесів й обмежені ресурси; The general scheme of planning and management of complex objects that represent network processes and have limited resources). *Visnyk NTUU KPI Informatics, Operation and Computer Science* **48**, 183–194 (2008) (in Ukrainian)
 - 128 Pavlov, A.A., Misura, E.B., Melnikov, O.V., Lisetsky, T.N.: Sistema kalendarnogo ta operativnogo planuvannia i priyniattia rishen' dlia pidpriemstv diskretnogo tipu (Система календарного та оперативного планування і прийняття рішень для підприємств дискретного типу; A system of scheduling, operational planning, and decision making for enterprises of discrete type). Paper presented at the 19-th International conference on System Analysis and Information Technology SAIT 2017, Institute for Applied System Analysis of National Technical University of Ukraine “KPI”, Kyiv, 22–25 May 2017
 - 129 Pavlov, A.A., Pavlova, L.A.: Osnovy metodologii proektirovaniya PDS-algoritmov dlya trudnoreshaemykh kombinatornykh zadach (Основы методологии проектирования ПДС-алгоритмов для труднорешаемых комбинаторных задач; Fundamentals of PDC-algorithms design methodology for intractable combinatorial problems). *Problemy Informatiki i Upravleniya* **4**, 135–141 (1995) (in Russian)
 - 130 Pavlov, A.A., Pavlova, L.A.: PDC-algorithms for intractable combinatorial problems. Theory and methodology of design, “Karpatskij region” shelf №15, Uzhhorod (1998)
 - 131 Pavlov, A.A., Telenik, S.F.: Informacionnye tehnologii i algoritmizaciya v upravlenii (Информационные технологии и алгоритмизация в управлении; Information technologies and algorithmization in management). *Tehnika*, Kyiv (2002) (in Russian)
 - 132 Pervin, Y.A., Portugal, V.M., Semenov, A.I.: Planirovanie melkoseriynogo

- proizvodstva v ASUP (Планирование мелкосерийного производства в АСУП; Small-series production planning in automated control systems). Nauka, Moscow (1973) (in Russian)
- 133 Pesch, E., Tetzlaff, U.A.W.: Constraint propagation based scheduling of job shops. *INFORMS Journal on Computing* **8**(2), 144–157 (1996). doi:10.1287/ijoc.8.2.144
 - 134 Petrov, V.A., Maslennikov, A.N., Osipov, L.A.: Planirovanie gibkih proizvodstvennykh sistem (Планирование гибких производственных систем; Flexible production systems planning).– Mashinostroenie, Leningrad (1985) (in Russian)
 - 135 Plaggenborg, S.: Ein Algorithmus zur komplexitaetsmaessigen Klassifikation von Schedulingproblemen. Diplomarbeit, Universitaet Osnabrueck (1994)
 - 136 Pongchairerks, P.: A two-level metaheuristic algorithm for the job-shop scheduling problem. *Complexity* **2019**, 1–11 (2019). doi:10.1155/2019/8683472
 - 137 Prabhakar, B., Dektar, K.N., Gordon, D.M.: The regulation of ant colony foraging activity without spatial information. *PLoS Computational Biology* **8**(8): e1002670 (2012). doi:10.1371/journal.pcbi.1002670
 - 138 Resende, M.G.C.: A GRASP for job shop scheduling. In: *INFORMS National Meeting*, pp. 23–31, San Diego, CA, 4–7 May 1997
 - 139 Rodammer, F.A., White, K.P., Jr.: A recent survey of production scheduling. *IEEE Trans. on Syst., Man and Cybern.* **18**(6), 841–851 (1988). doi:10.1109/21.23085
 - 140 Sabuncuoglu, I., Bayiz, M.: A beam search based algorithm for the job shop scheduling problem. Research Report IEOR-9705. Bilkent University, Bilkent (1997)
 - 141 Sabuncuoglu, I., Gurgun, B.: A neural network model for scheduling problems. *European Journal of Operations Research* **93**(2), 288–299 (1996). doi:10.1016/0377-2217(96)00041-0
 - 142 Sadeh, N.: Look-ahead techniques for micro-opportunistic job shop scheduling. Dissertation, Carnegie Mellon University, Pittsburgh (1991)
 - 143 SAP Website CIS. <http://www.sap.com/cis> (2020) Accessed 02 Feb 2020 (in Russian)
 - 144 Sauer, J.: Knowledge-based design of scheduling systems. *Intelligent Automation and Soft Computing* **7**(1), 55–62 (2001). doi:10.1080/10798587.2001.10642804
 - 145 Schonberger, R.J.: Japanese Manufacturing Techniques: Nine Hidden Lessons in Simplicity. The Free Press, New York (1982)
 - 146 Schulte, C., Tack, G., Lagerkvist, M.Z.: Modeling and programming with Gecode.

- <http://www.gecode.org/doc-latest/MPG.pdf> (2020). Accessed 02 Feb 2020
- 147 Sergienko, I.V., Kapitonova, Yu.V., Lebedeva, T.T.: *Informatika v Ukraine: Stanovlenie, Razvitie, Problemy* (Информатика в Украине: становление, развитие, проблемы; Informatics in Ukraine: Formation, development, problems). Naukova dumka, Kyiv (1999) (in Russian)
 - 148 Sheina, Yu.V.: *Informacionnaya komponenta reinjininga logisticheskikh processov krupnoformatnykh torgovykh organizatsii* (Информационная компонента реинжиниринга логистических процессов крупноформатных торговых организаций; Information component of logistics processes reengineering for large-format trading organizations). *Ekonominfo*, **8**, 66–69 (2007) (in Russian)
 - 149 SIMATIC IT Preactor APS. https://ru.wikipedia.org/wiki/SIMATIC_IT#Семейство_решений_SIMATIC_IT_Preactor_APS (2020). Accessed 02 Feb 2020 (in Russian)
 - 150 Smirnov, N.: *ERP bez kompleksov* (ERP без комплексов; ERP without complexes). *Computerworld Russia* **17**. <http://www.osp.ru/cw/2013/17/13036445/> (2013). Accessed 02 Feb 2020 (in Russian)
 - 151 Smith, F.S.: *OPIS: A methodology and architecture for reactive scheduling*. In: Zweiben, M., Fox, M.S. (eds.) *Intelligent scheduling*, pp. 29–66. Morgan Kaufmann Publishers, San Mateo (1994)
 - 152 Smith, F.S.: *Reactive scheduling systems*. In: Brown D., Scherer, W.T. (eds.) *Intelligent scheduling systems*, pp. 155–192. Kluwer Academic Publishers, Dordrecht. (1995)
 - 153 Smutnicki, C., Bożejko, W.: *Tabu search and solution space analyses. The job shop case*. In: Moreno-Díaz, R., Pichler, F., Quesada-Arencibia, A. (eds) *Computer Aided Systems Theory – EUROCAST 2017*. *EUROCAST 2017. Lecture Notes in Computer Science*, vol 10671, pp. 383–391. Springer, Cham (2018). doi:10.1007/978-3-319-74718-7_46
 - 154 Sokolicyn, S.A. (ed.): *Mnogourovnevaya sistema operativnogo upravleniya GPS v mashinostroenii* (Многоуровневая система оперативного управления ГПС в машиностроении; Multi-level system of operational control over FPS in engineering). Politehnika, Saint Petersburg (1991)
 - 155 Taillard, E.: *Parallel taboo search technique for the job-shop scheduling problem*. Internal Research Report ORWP89/11. Ecole Polytechnique Federale de Lausanne,

Lausanne (1989)

- 156 Tanaev, V.S., Shkurba, V.V.: Vvedenie v Teoriju Raspisaniy (Введение в теорию расписаний; Introduction to Scheduling Theory). Nauka, Moscow (1975) (in Russian)
- 157 Telenyk S., Pavlov A., Lisetsky T., et al. Research and modification of the universal method of scheduling and operational planning of objects with a network representation of discrete type production // IJCSNS International Journal of Computer Science and Network Security. – Seoul: Dr. Sang H. Lee, 2020. – Vol. 20, – No. 10. – pp. 31–39. doi: 10.22937/IJCSNS.2020.20.10.5. (Проіндексовано в **Web of Science**).
- 158 Turdyshov, D.H.: Osobennosti postroeniya informacionnyh sistem upravleniya (Особенности построения информационных систем управления; Specifics of information management systems building). Sovremennye problemy nauki i obrazovaniya **2013**(1). <https://www.science-education.ru/ru/article/view?id=8187> (2013). Accessed 02 Feb 2020 (in Russian)
- 159 Ulder, N.L.J., Aarts, E.H.L., Bandelt, H.-J., et al.: Genetic local search algorithms for the travelling salesman problem. Lecture Notes in Computer Science **496**, 109–116 (1991). doi:10.1007/BFb0029740
- 160 Ultimate humanless enterprises CIS. <https://www.ultimatebusinessware.ru/> (2020). Accessed 02 Feb 2020 (in Russian)
- 161 Unified Modeling Language. <http://uml.org> (2020). Accessed 02 Feb 2020
- 162 Van Laarhoven, P.J.M., Aarts, E.H.L., Lenstra, J.K.: Job-shop scheduling by simulated annealing. Report OS-R8809. Centrum voor Wiskunde en Informatica, Amsterdam (1988)
- 163 Vasil'ev, K.A., Gorohov, M.M.: Sistemy klassov MRP i MRPII (Системы классов MRP и MRPII; Systems of MRP & MRPII class). Proceedings of the 10th International Scientific-Practical Conference "Problemy Effektivnogo Ispolzovaniya Nauchnogo Potenciala Obschestva", Chelyabinsk, 10 December 2017, vol. 4, pp. 14–18. Aeterna, Ufa (2017) (in Russian)
- 164 Venturelli, D., Marchand, J.J., Rojo, G.: Quantum annealing implementation of job-shop scheduling. Paper presented at Constraint Satisfaction techniques for planning and Scheduling (COPLAS) Workshop of the 26th International Conference on Automated Planning and Scheduling 2016. arXiv:1506.08479 (2016).
- 165 Vernikov, G.: Osnovy sistem klassa MRP-MRPII (Основы систем класса MRP-

- MRPII; Fundamentals of MRP-MRP II class systems). <https://www.cfin.ru/verniov/mrp/mrpmine.shtml> (1999). Accessed 02 Feb 2020 (in Russian)
- 166 Vollmann, T.E., Berry, W.L., Whybark, D.C.: Manufacturing Planning and Control Systems. Irwin, McGraw-Hill (1997)
 - 167 Vovk, I.: Problemy avtomatyzatsiyi upravlinnya resursamy pidpryyemstva zasobamy ERP-system (Проблеми автоматизації управління ресурсами підприємства засобами ERP-систем; Problems of automation resource management through enterprise ERP-systems). *Sotsial'no-ekonomichni problemy i derzhava* **2**(5). <http://sepd.tntu.edu.ua/images/stories/pdf/2011/11vipres.pdf> (2011). Accessed 02 Feb 2020 (in Ukrainian)
 - 168 Wallace, M.G.: Practical applications of constraint programming. *Constraints* **1**(1), 139–168 (1996). doi:10.1007/BF00143881
 - 169 Werner, F., Winkler, A.: Insertion techniques for the heuristic solution of the job-shop problem. *Discrete Applied Mathematics* **58**(2), 191–211 (1995). doi:10.1016/0166-218X(93)E0127-K
 - 170 Witkowski, T.: Particle swarm optimization and discrete artificial bee colony algorithms for solving production scheduling problems. *Technical Sciences* **1**(22), 61–74 (2019). doi:10.31648/ts.4348
 - 171 Xinbao, L., Jun, P., Shaojun, L., Min, K., Xiaofei, Q., Zhiping, Z.: Production scheduling method and system based on improved artificial bee colony algorithm and storage medium. US Patent Application 16/127,124, 10 September 2018
 - 172 Yamada, T., Nakano, R.: Job-shop scheduling by simulated annealing combined with deterministic local search. In: Osman I.H., Kelly J.P. (eds.) *Meta-Heuristics: Theory and Applications*, pp. 237–248.— Springer, Boston (1996). doi:10.1007/978-1-4613-1361-8_15
 - 173 Yannakakis, M.: The analysis of local search problems and their heuristics. In: Choffrut C., Lengauer T. (eds) *STACS 90. Lecture Notes in Computer Science*, vol 415, 298–311. Springer, Berlin, Heidelberg (1990). doi:10.1007/3-540-52282-4_52
 - 174 Yu, J.M., Lee, D.H.: Solution algorithms to minimise the total family tardiness for jobshop scheduling with job families. *European Journal of Industrial Engineering* **12**(1), 1–57 (2018). doi:10.1504/ejie.2018.089876

- 175 Zagidullin, R.R.: Planirovanie Mashinostroitel'nogo Proizvodstva (Планирование машиностроительного производства; Engineering Production Planning). TNT, Staryi Oskol (2015) (in Russian)
- 176 Zagidullin, R.R.: Upravlenie Mashinostroitel'nyim Proizvodstvom s Pomosch'yu Sistem MES, APS, ERP (Управление машиностроительным производством с помощью систем MES, APS, ERP; Engineering Production Management with the Help of MES, APS, ERP Systems). TNT, Staryi Oskol (2011) (in Russian)
- 177 Zagorskaya M.K. Lektsii Po Logistike. Lektsiya 1. Vvedenie v logistiku. Osnovnye ponyatiya. Faktory razvitiya (Лекции по логистике. Лекция 1. Введение в логику. Основные понятия. Факторы развития; Logistics lectures. Lecture 1. Introduction to logistics. Basic concepts. Development factors). http://www.zagorskaya.info/lection_1_vvedenie_v_logistiku/ (2016). Accessed 02 Feb 2020 (in Russian)
- 178 Zgurovsky, M.Z., Pavlov, A.A.: Ierarhicheskoe planirovanie v sistemah, imeyushih setevoye predstavlenie tehnologicheskikh processov i ogranichennyye resursy, kak zadacha prinyatiya resheniy (Иерархическое планирование в системах, имеющих сетевое представление технологических процессов и ограниченные ресурсы, как задача принятия решений; Hierarchical planning in systems that have a network representation of technological processes and limited resources, as a decision making problem). System Research and Information Technologies **2009**(3), 70–75 (2009) (in Russian)
- 179 Zgurovsky, M.Z., Pavlov, A.A.: Prinyatie Resheniy v Setevykh Sistemah s Ogranichennymi Resursami (Принятие решений в сетевых системах с ограниченными ресурсами; Decision Making in Network Systems with Limited Resources), Naukova dumka, Kyiv (2010) (in Russian)
- 180 Zgurovsky, M.Z., Pavlov, A.A.: Trudnoreshaemye Zadachi Kombinatornoy Optimizatsii v Planirovanii i Priniatii Resheniy (Труднорешаемые задачи комбинаторной оптимизации в планировании и принятии решений; Intractable Problems of Combinatorial Optimization in Planning and Decision Making), Naukova dumka, Kyiv (2016) (in Russian)
- 181 Zgurovsky, M.Z., Pavlov, A.A., Lisetsky, T.N., et al.: Metodologiya postroeniya chetyrehurovnevoi modeli planirovaniya, prinyatiya resheniy i operativnogo

- planirovaniya v setevykh sistemah s ogranichennymi resursami (Методология построения четырехуровневой модели планирования, принятия решений и оперативного планирования в сетевых системах с ограниченными ресурсами; Implementation of the methodology of the four-level model of planning, decision-making and operational management in networked systems with limited resources). Visnyk NTUU KPI Informatics, Operation and Computer Science **61**, 60–84 (2014) (in Russian)
- 182 Zgurovsky, M.Z., Pavlov, O.A., Misura, E.B.: PDS-algoritmy i trudnoreshaemye zadachi kombinatornoi optimizacii (ПДС-алгоритмы и труднорешаемые задачи комбинаторной оптимизации; PDC-algorithms and intractable combinatorial optimization problems). System Research and Information Technologies **2009**(4), 14–31 (2009) (in Russian)
- 183 Zgurovsky, M.Z., Pavlov, O.A., Misura, E.B., Melnikov, O.V.: Metodologiya postroeniya effektivnogo resheniya mnogoetapnykh zadach kalendarnogo planirovaniya na osnove printsipa ierarkhii i kompleksa vzaimosvyazannykh modeley i metodov (Методология построения эффективного решения многоэтапных задач календарного планирования на основе принципа иерархии и комплекса взаимосвязанных моделей и методов; The methodology for constructing effective solutions for multistage scheduling problems based on the principle of hierarchy and a set of interrelated models and methods). Visnyk NTUU KPI Informatics, Operation and Computer Science **50**, 8–18 (2009) (in Russian)
- 184 Zhiznenny Tsikl Izdeliya (Жизненный цикл изделия; Product lifecycle). https://ru.wikipedia.org/wiki/Жизненный_цикл_изделия (2020). Accessed 02 Feb 2020 (in Russian)
- 185 Zhou, D.N., Cherkassky, V., Baldwin, T.R., et al.: A neural network approach to job-shop scheduling. IEEE Transactions on Neural Networks **2**(1), 175–179 (1991). doi:10.1109/72.80311
- 186 Zhou, D.N., Cherkassky, V., Baldwin, T.R., et al.: Scaling neural networks for job-shop scheduling. Proceedings of International Joint Conference on Neural Networks (IJCNN'90), San Diego, 17–21 June 1990, pp. 889–894. doi:10.1109/IJCNN.1990.137947

ДОДАТОК А ДОДАТКОВІ МАТЕРІАЛИ ДО РОЗДІЛУ 2

Основні результати за додатком А опубліковані в [112, 116, 181].

А.1 Опис синтетичних критеріїв оптимальності

Критерій 6 (комбінація критеріїв 1 і 2). Максимізація сумарного прибутку системи планування за умови: для деяких виробів $i \in \overline{1, k}$ задані директивні строки, які не можуть бути порушені, для інших виробів $d_i = 0$ [179]:

$$\max \left\{ \sum_{i=1}^k \omega_i U_i - \sum_{i=k+1}^n \omega_i(T) \cdot C_i \right\} + P - 3,$$

де $U_i = \begin{cases} 1, C_i = d_i \\ 0, C_i \neq d_i \end{cases}$, P – гарантований мінімальний дохід від продажу (виконання) виробів $i = \overline{k+1, n}$, 3 – усі витрати, ω_i – прибуток від виконання i -го виробу, якщо воно виконане точно в строк, $\omega_i(T)$ – ваговий коефіцієнт виробу i (має той же зміст, що й у критерії 1). Таким чином, *критерій 6* має вигляд [179]

$$\max \left\{ \sum_{i=1}^k \omega_i U_i - \sum_{i=k+1}^n \omega_i(T) \cdot C_i \right\}. \quad (\text{A.1})$$

Критерій 7 (комбінація критеріїв 2 і 3). Відповідає критерію 3 з додатковою умовою: для деяких виробів $i \in \overline{1, k}$ директивні строки не можуть бути порушені [179]:

$$\max \left\{ \sum_{i=1}^k \omega'_i U_i - \sum_{i=k+1}^n \omega''_i \max(0, C_i - d_i) \right\} + P - 3,$$

де $U_i = \begin{cases} 1, C_i = d_i \\ 0, C_i \neq d_i \end{cases}$, ω'_i – прибуток від виконання i -го виробу, якщо воно виконане точно в строк, ω''_i – штраф за запізнення завершення виконання i -го виробу відносно директивного строку на одиницю часу, P – гарантований мінімальний дохід від виконання виробів $i = \overline{k+1, n}$, якщо вони виконані в строк, 3 – усі витрати. Таким чином, *критерій 7* має вигляд [179]:

$$\max \left\{ \sum_{i=1}^k \omega'_i U_i - \sum_{i=k+1}^n \omega''_i \max(0, C_i - d_i) \right\}. \quad (\text{A.2})$$

Величина $\omega''_i \max(0, C_i - d_i)$ – це зменшення доходу P у випадку виконання виробу i із запізненням $C_i - d_i$. Розв'язок по виконанню або відмові від виконання таких виробів ухвалюється в БПР [179].

Аналогічно критеріям 6 і 7 задаються синтетичні критерії 8–31, що є комбінаціями базових критеріїв 1–5:

Критерій 8 (комбінація критеріїв 1 і 3):

$$\max \left\{ - \sum_{i=1}^k \omega_i(T) \cdot C_i - \sum_{i=k+1}^n \omega_i \max(0, C_i - d_i) \right\}, \quad (\text{A.3})$$

де $\omega_i(T)$ має такий же зміст, що й у критерії 1, а ω_i – що й у критерії 3.

Критерій 9 (комбінація критеріїв 1 і 4):

$$\max \left\{ - \sum_{i=1}^k \omega_i(T) \cdot C_i + \sum_{i=k+1}^n \omega_i U_i \right\}, U_i = \begin{cases} 1, C_i \leq d_i \\ 0, C_i > d_i \end{cases}, \quad (\text{A.4})$$

де $\omega_i(T)$ має такий же зміст, що й у критерії 1, а ω_i – що й у критерії 4.

Критерій 10 (комбінація критеріїв 1 і 5):

$$\max \left\{ - \sum_{i=1}^k \omega_i(T) \cdot C_i - \sum_{i=k+1}^n \omega_i |C_i - d_i| \right\}, \quad (\text{A.5})$$

де $\omega_i(T)$ має такий же зміст, що й у критерії 1, а ω_i – що й у критерії 5.

Критерій 11 (комбінація критеріїв 2 і 4):

$$\max \left\{ \sum_{i=1}^k \omega'_i U_i + \sum_{i=k+1}^n \omega''_i V_i \right\}, U_i = \begin{cases} 1, C_i = d_i \\ 0, C_i \neq d_i \end{cases}, V_i = \begin{cases} 1, C_i \leq d_i \\ 0, C_i > d_i \end{cases} \quad (\text{A.6})$$

де ω'_i має такий же зміст, що й ω_i у критерії 2, а ω''_i – що й ω_i у критерії 4.

Критерій 12 (комбінація критеріїв 2 і 5):

$$\max \left\{ \sum_{i=1}^k \omega'_i U_i - \sum_{i=k+1}^n \omega_i |C_i - d_i| \right\}, U_i = \begin{cases} 1, C_i = d_i \\ 0, C_i \neq d_i \end{cases}, \quad (\text{A.7})$$

де ω'_i має такий же зміст, що й ω_i у критерії 2, а ω''_i – що й ω_i у критерії 5.

Критерій 13 (комбінація критеріїв 3 і 4):

$$\max \left\{ \sum_{i=1}^k \omega'_i U_i - \sum_{i=k+1}^n \omega''_i \max(0, C_i - d_i) \right\}, U_i = \begin{cases} 1, C_i \leq d_i \\ 0, C_i > d_i \end{cases}, \quad (\text{A.8})$$

де ω'_i має такий же зміст, що й ω_i у критерії 4, а ω''_i – що й ω_i у критерії 3.

Критерій 14 (комбінація критеріїв 3 і 5):

$$\min \left\{ \sum_{i=1}^k \omega'_i \max(0, C_i - d_i) + \sum_{i=k+1}^n \omega''_i |C_i - d_i| \right\}, \quad (\text{A.9})$$

де ω'_i має такий же зміст, що й ω_i у критерії 3, а ω''_i – що й ω_i у критерії 5.

Критерій 15 (комбінація критеріїв 4 і 5):

$$\max \left\{ \sum_{i=1}^k \omega'_i U_i - \sum_{i=k+1}^n \omega''_i |C_i - d_i| \right\}, U_i = \begin{cases} 1, C_i \leq d_i \\ 0, C_i > d_i \end{cases}, \quad (\text{A.10})$$

де ω'_i має такий же зміст, що й ω_i у критерії 4, а ω''_i – що й ω_i у критерії 5.

Критерій 16 (комбінація критеріїв 1, 2 і 3):

$$\max \left\{ - \sum_{i=1}^k \omega_i(T) \cdot C_i + \sum_{i=k+1}^r \omega'_i U_i - \sum_{i=r+1}^n \omega''_i \max(0, C_i - d_i) \right\}, U_i = \begin{cases} 1, C_i = d_i \\ 0, C_i \neq d_i \end{cases}, \quad (\text{A.11})$$

де $\omega_i(T)$ має такий же зміст, що й у критерії 1, ω'_i – що й ω_i у критерії 2, а ω''_i – що й ω_i у критерії 3.

Критерій 17 (комбінація критеріїв 1, 2 і 4):

$$\max \left\{ - \sum_{i=1}^k \omega_i(T) \cdot C_i + \sum_{i=k+1}^r \omega'_i U_i + \sum_{i=r+1}^n \omega''_i V_i \right\}, U_i = \begin{cases} 1, C_i = d_i \\ 0, C_i \neq d_i \end{cases}, V_i = \begin{cases} 1, C_i \leq d_i \\ 0, C_i > d_i \end{cases}, \quad (\text{A.12})$$

де $\omega_i(T)$ має такий же зміст, що й у критерії 1, ω'_i – що й ω_i у критерії 2, а ω''_i – що й ω_i у критерії 4.

Критерій 18 (комбінація критеріїв 1, 2 і 5):

$$\max \left\{ - \sum_{i=1}^k \omega_i(T) \cdot C_i + \sum_{i=k+1}^r \omega'_i U_i - \sum_{i=r+1}^n \omega''_i |C_i - d_i| \right\}, U_i = \begin{cases} 1, C_i = d_i \\ 0, C_i \neq d_i \end{cases}, \quad (\text{A.13})$$

де $\omega_i(T)$ має такий же зміст, що й у критерії 1, ω'_i – що й ω_i у критерії 2, а ω''_i – що й ω_i у критерії 5.

Критерій 19 (комбінація критеріїв 1, 3 і 4):

$$\max \left\{ - \sum_{i=1}^k \omega_i(T) \cdot C_i - \sum_{i=k+1}^r \omega'_i \max(0, C_i - d_i) + \sum_{i=r+1}^n \omega''_i U_i \right\}, U_i = \begin{cases} 1, C_i \leq d_i \\ 0, C_i > d_i \end{cases}, \quad (\text{A.14})$$

де $\omega_i(T)$ має такий же зміст, що й у критерії 1, ω'_i – що й ω_i у критерії 3, а ω''_i – що й ω_i у критерії 4.

Критерій 20 (комбінація критеріїв 1, 3 і 5):

$$\max \left\{ - \sum_{i=1}^k \omega_i(T) \cdot C_i - \sum_{i=k+1}^r \omega'_i \max(0, C_i - d_i) - \sum_{i=r+1}^n \omega''_i |C_i - d_i| \right\}, \quad (\text{A.15})$$

де $\omega_i(T)$ має такий же зміст, що й у критерії 1, ω'_i – що й ω_i у критерії 3, а ω''_i – що й ω_i у критерії 5.

Критерій 21 (комбінація критеріїв 1, 4 і 5):

$$\max \left\{ - \sum_{i=1}^k \omega_i(T) \cdot C_i + \sum_{i=k+1}^r \omega'_i U_i - \sum_{i=r+1}^n \omega''_i |C_i - d_i| \right\}, U_i = \begin{cases} 1, C_i \leq d_i \\ 0, C_i > d_i \end{cases}, \quad (\text{A.16})$$

де $\omega_i(T)$ має такий же зміст, що й у критерії 1, ω'_i – що й ω_i у критерії 4, а ω''_i – що й ω_i у критерії 5.

Критерій 22 (комбінація критеріїв 2, 3 і 4):

$$\max \left\{ \sum_{i=1}^k \omega_i U_i - \sum_{i=k+1}^r \omega'_i \max(0, C_i - d_i) + \sum_{i=r+1}^n \omega''_i V_i \right\}, U_i = \begin{cases} 1, C_i = d_i \\ 0, C_i \neq d_i \end{cases}, V_i = \begin{cases} 1, C_i \leq d_i \\ 0, C_i > d_i \end{cases}, \quad (\text{A.17})$$

де ω_i має такий же зміст, що й у критерії 2, ω'_i – що й ω_i у критерії 3, а ω''_i – що й ω_i у критерії 4.

Критерій 23 (комбінація критеріїв 2, 3 і 5):

$$\max \left\{ \sum_{i=1}^k \omega_i U_i - \sum_{i=k+1}^r \omega'_i \max(0, C_i - d_i) - \sum_{i=r+1}^n \omega''_i |C_i - d_i| \right\}, U_i = \begin{cases} 1, C_i = d_i \\ 0, C_i \neq d_i \end{cases}, \quad (\text{A.18})$$

де ω_i має такий же зміст, що й у критерії 2, ω'_i – що й ω_i у критерії 3, а ω''_i – що й ω_i у критерії 5.

Критерій 24 (комбінація критеріїв 2, 4 і 5):

$$\max \left\{ \sum_{i=1}^k \omega_i U_i + \sum_{i=k+1}^r \omega'_i V_i - \sum_{i=r+1}^n \omega''_i |C_i - d_i| \right\}, U_i = \begin{cases} 1, C_i = d_i \\ 0, C_i \neq d_i \end{cases}, V_i = \begin{cases} 1, C_i \leq d_i \\ 0, C_i > d_i \end{cases}, \quad (\text{A.19})$$

де ω_i має такий же зміст, що й у критерії 2, ω'_i – що й ω_i у критерії 4, а ω''_i – що й ω_i у критерії 5.

Критерій 25 (комбінація критеріїв 3, 4 і 5):

$$\max \left\{ \sum_{i=1}^k \omega'_i U_i - \sum_{i=k+1}^r \omega'_i \max(0, C_i - d_i) - \sum_{i=r+1}^n \omega''_i |C_i - d_i| \right\}, U_i = \begin{cases} 1, C_i = d_i \\ 0, C_i \neq d_i \end{cases}, \quad (\text{A.20})$$

де ω_i має такий же зміст, що й у критерії 4, ω'_i – що й ω_i у критерії 3, а ω''_i – що й ω_i у критерії 5.

Критерій 26 (комбінація критеріїв 1, 2, 3 і 4):

$$\max \left\{ - \sum_{i=1}^k \omega_i(T) \cdot C_i + \sum_{i=k+1}^r \omega_i U_i - \sum_{i=r+1}^s \omega'_i \max(0, C_i - d_i) + \sum_{i=s+1}^n \omega''_i V_i \right\}, \quad (\text{A.21})$$

$$U_i = \begin{cases} 1, C_i = d_i \\ 0, C_i \neq d_i \end{cases}, V_i = \begin{cases} 1, C_i \leq d_i \\ 0, C_i > d_i \end{cases},$$

де $\omega_i(T)$ має такий же зміст, що й у критерії 1, ω_i – що й у критерії 2, ω'_i – що й ω_i у критерії 3, а ω''_i – що й ω_i у критерії 4.

Критерій 27 (комбінація критеріїв 1, 2, 3 і 5):

$$\max \left\{ - \sum_{i=1}^k \omega_i(T) \cdot C_i + \sum_{i=k+1}^r \omega_i U_i - \sum_{i=r+1}^s \omega'_i \max(0, C_i - d_i) - \sum_{i=s+1}^n \omega''_i |C_i - d_i| \right\}, \quad (\text{A.22})$$

де $U_i = \begin{cases} 1, C_i = d_i \\ 0, C_i \neq d_i \end{cases}$, $\omega_i(T)$ має такий же зміст, що й у критерії 1, ω_i – що й у критерії 2,

ω'_i – що й ω_i у критерії 3, а ω''_i – що й ω_i у критерії 5.

Критерій 28 (комбінація критеріїв 1, 2, 4 і 5):

$$\max \left\{ - \sum_{i=1}^k \omega_i(T) \cdot C_i + \sum_{i=k+1}^r \omega_i U_i + \sum_{i=r+1}^s \omega'_i V_i - \sum_{i=s+1}^n \omega''_i |C_i - d_i| \right\}, \quad (\text{A.23})$$

$$U_i = \begin{cases} 1, C_i = d_i \\ 0, C_i \neq d_i \end{cases}, V_i = \begin{cases} 1, C_i \leq d_i \\ 0, C_i > d_i \end{cases},$$

де $\omega_i(T)$ має такий же зміст, що й у критерії 1, ω_i – що й у критерії 2, ω'_i – що й ω_i у критерії 4, а ω''_i – що й ω_i у критерії 5.

Критерій 29 (комбінація критеріїв 1, 3, 4 і 5):

$$\max \left\{ - \sum_{i=1}^k \omega_i(T) \cdot C_i - \sum_{i=k+1}^r \omega_i \max(0, C_i - d_i) + \sum_{i=r+1}^s \omega'_i U_i - \sum_{i=s+1}^n \omega''_i |C_i - d_i| \right\}, \quad (\text{A.24})$$

де $U_i = \begin{cases} 1, C_i \leq d_i \\ 0, C_i > d_i \end{cases}$, $\omega_i(T)$ має такий же зміст, що й у критерії 1, ω_i – що й у критерії 3, ω'_i – що й ω_i у критерії 4, а ω''_i – що й ω_i у критерії 5.

Критерій 30 (комбінація критеріїв 2, 3, 4 і 5):

$$\max \left\{ \sum_{i=k+1}^r \omega_i U_i - \sum_{i=r+1}^s \omega'_i \max(0, C_i - d_i) + \sum_{i=s+1}^m \omega''_i V_i - \sum_{i=m+1}^n \omega'''_i |C_i - d_i| \right\}, \quad (\text{A.25})$$

$$U_i = \begin{cases} 1, C_i = d_i \\ 0, C_i \neq d_i \end{cases}, V_i = \begin{cases} 1, C_i \leq d_i \\ 0, C_i > d_i \end{cases},$$

де ω_i має такий же зміст, що й у критерії 2, ω'_i – що й ω_i у критерії 3, ω''_i – що й ω_i у критерії 4, а ω'''_i – що й ω_i у критерії 5.

Критерій 31 (комбінація критеріїв 1, 2, 3, 4 і 5):

$$\max \left\{ - \sum_{i=1}^k \omega_i(T) \cdot C_i + \sum_{i=k+1}^r \omega_i U_i - \sum_{i=r+1}^s \omega'_i \max(0, C_i - d_i) + \sum_{i=s+1}^m \omega''_i V_i - \sum_{i=m+1}^n \omega'''_i |C_i - d_i| \right\}, \quad (\text{A.26})$$

$$U_i = \begin{cases} 1, C_i = d_i \\ 0, C_i \neq d_i \end{cases}, V_i = \begin{cases} 1, C_i \leq d_i \\ 0, C_i > d_i \end{cases},$$

де $\omega_i(T)$ має такий же зміст, що й у критерії 1, ω_i – що й у критерії 2, ω'_i – що й ω_i у критерії 3, ω''_i – що й ω_i у критерії 4, а ω'''_i – що й ω_i у критерії 5.

А.2 Метод розв'язання багаторівневої задачі календарного планування, що відповідає базовому критерію оптимальності

Вхідна мережа при плануванні за базовим критерієм задовольняє властивостям, описаним у підрозділі 2.2. Пропонований метод розв'язання задачі реалізується, коли директивні строки задані для всіх кінцевих робіт мережі і припустимо виконання кінцевої роботи до директивного строку.

Визначення А.1. Допустимим є розклад, у якому моменти завершення виконання всіх кінцевих робіт не перевищують їхніх директивних строків.

Для мережевої БЗКП, побудованої для базового критерію оптимальності, сформулюємо умови оптимальності допустимого розв'язку.

Визначення А.2. Розклад є оптимальним, якщо він відповідає наступним умовам:

а) розклад допустимий;

б) з усіх допустимих розкладів оптимальним може бути тільки той, у якому досягається мінімум сумарного випередження відносно кінцевих директивних строків;

в) 1) оптимальним є допустимий розклад, що задовольняє пунктам а) і б), у якому на множині початкових робіт досягається максимум:

$$\max \left(\min_j r_{1j} \right), j = \overline{1, p},$$

де $r_{1j} \geq 0$ – моменти запуску початкових робіт мережі (перших робіт на елементах $1j$), а p – число таких елементів;

2) оптимальним є допустимий розклад, що задовольняє пунктам а) і б), у якому на множині початкових робіт досягається максимум:

$$\begin{aligned} \max \left(\min_j r_{1j} \right) &= r_{1j_1}, j = \overline{1, p} \\ \max \left(\min_j r_{lj} \right) &= r_{1j_l}, j = \overline{1, p}, l = \overline{2, p}, j \neq j_k, k = \overline{1, l-1}. \end{aligned}$$

Примітка. Нехай кінцева робота повинна бути виконана точно в строк. Метод, що викладається, заснований на ПДС-алгоритмах, описаних в [179], пропонує мінімально можливе відхилення допустимого розкладу від директивних строків. Та-

ким чином, досить обґрунтовано будемо вважати, що в цьому випадку штрафом за випередження (виконання роботи раніше директивного строку) можна зневажити.

1 У силу властивостей технологічної мережі, що відповідає моделі планування за одним з базових критеріїв, однозначно директивні строки кінцевих робіт, де необхідно, перераховуються в директивний строк виконання робіт елементів типу 2–5 останнього (у загальному випадку передостаннього або того, з яким безпосередньо зв'язані кінцеві роботи) ряду мережі.

1.1 Для кожного елемента типу 2 останнього ряду мережі розв'язується одна з наступних одноетапних задач календарного планування (тут і далі під завданнями розуміються роботи вихідної мережі):

1.1.1 Мінімізація сумарного випередження завдань для допустимого розкладу на одному пристрої при максимально пізньому моменті початку виконання завдань і довільних директивних строках;

1.1.2 Мінімізація сумарного випередження завдань із довільними директивними строками для допустимого розкладу на одному пристрої.

Примітка. Задачу 1.1.2 краще використовувати для випадку, коли штраф за сумарне випередження виконання завдань відносно їхніх директивних строків є істотним.

1.2 Для кожного елемента типу 3 останнього ряду мережі розв'язується наступна задача календарного планування: мінімізація сумарного випередження завдань для допустимого розкладу на ідентичних паралельних пристроях зі спільним директивним строком.

Примітка. Можна показати, що отриманому розкладу відповідає максимально пізній одночасний момент запуску пристроїв.

1.3 Для кожного елемента типу 4 останнього ряду мережі розв'язується одна з наступних двох задач календарного планування:

1.3.1 Є m незалежних паралельних пристроїв рівної продуктивності, що працюють без переривань, які виконують n завдань (l_i – тривалість виконання i -го завдання, $i = \overline{1, n}$). Завдання повинні бути виконані до директивних строків d_i . Моменти запуску пристроїв довільні. Необхідно побудувати допустимий розклад, що максимізує критерій:

$$r_{j_1} = \max \{ \min_{i=1, m} r_i \} \quad (\text{A.27})$$

де r_j – момент запуску пристрою j ; j_1 – номер пристрою, у якого момент запуску в оптимальному розкладі самий ранній (він є самим пізнім для всіх допустимих розкладів).

1.3.2 Є m незалежних паралельних пристроїв рівної продуктивності, що працюють без переривань, які виконують n завдань (l_i – тривалість виконання i -го завдання, $i = \overline{1, n}$). Завдання повинні бути виконані до директивних строків d_i . Моменти запуску пристроїв довільні. Необхідно побудувати допустимий розклад, що максимізує критерій (A.27).

1.4 Для кожного елемента типу 5 останнього ряду мережі розв'язується одна з наступних двох задач календарного планування:

1.4.1 Є m незалежних паралельних пристроїв різної продуктивності, що працюють без переривань, які виконують n завдань (l_i^j – тривалість виконання i -го завдання на j -му пристрої, тривалості завдань не зв'язані між собою (можлива ситуація, що одне завдання виконується швидше іншого на одному пристрої та повільніше іншого на іншому пристрої)). Завдання повинні бути виконані до директивних строків d_i . Моменти запуску пристроїв довільні. Необхідно побудувати допустимий розклад, оптимальний за критерієм (A.27).

1.4.2 Є m незалежних паралельних пристроїв різної продуктивності, що працюють без переривань, які виконують n завдань (l_i^j – тривалість виконання i -го завдання на j -му пристрої, тривалості завдань не зв'язані між собою). Завдання повинні бути виконані до директивних строків d_i . Моменти запуску пристроїв довільні. Необхідно побудувати допустимий розклад, оптимальний за критерієм (A.27).

Примітка. Вибір задач 1.3.1 або 1.3.2, 1.4.1 або 1.4.2 визначається обраним критерієм оптимальності для мережевої БЗКП.

2 Отримані розклади для елементів типу 2–5 останнього ряду мережі однозначно задають найбільш пізні моменти готовності на виконання робіт на вході елементів типу 2–5. Ці моменти часу, у силу властивостей технологічної мережі, однозначно задають директивні строки виконання робіт для елементів типу 2–5 передостаннього ряду мережі або елементів типу 2–5, що безпосередньо (з точністю до елементів типу 1) передують елементам типу 2–5 останнього ряду мережі. Та ж ситуа-

ція стосується елементів типу 2–5 будь-яких рядів мережі. Для елементів типу 2–5 передостаннього ряду мережі реалізується п. 1 загального методу.

Для елементів типу накопичувач при визначенні директивних строків виконання робіт використовується наступне загальне правило: директивний строк робіт ліворуч від накопичувача дорівнює мінімальному з моментів запуску робіт праворуч від накопичувача. Найбільш ранній момент запуску робіт праворуч від накопичувача дорівнює максимальному з моментів завершення робіт ліворуч від накопичувача.

Примітка. Пункти 1 і 2 реалізуються доти, поки не будуть отримані розклади елементів типу 2–5 першого ряду мережі.

3 Розклади елементів типу 2–5 першого ряду мережі, у силу її властивостей, однозначно задають розклад усіх робіт початкової частини мережі. Субоптимальний розклад побудований.

Примітки:

. Викладений метод має властивості ПДС-алгоритму для елементів типу 2 і 3 кінцевої частини мережі (мінімізація сумарного випередження виконання кінцевих робіт відносно директивних строків, які визначаються цими елементами).

2 Для інших складових критерію оптимальності БЗКП метод є евристичним, у ньому оптимізація за лексикографічним або скалярним критерієм (максимізація моменту часу початку виконання технологічного процесу) реалізується послідовно з кінця мережі до початку ПДС-алгоритмами локально оптимально для кожного елемента типу 2–5.

Приклад, що ілюструє визначення порядку розв’язання одноетапних задач календарного планування у випадку розбивки елемента, див. у додатку Б (рис. Б.11).

А.3 Метод розв’язання задачі оперативного планування для випадку, коли задача планування третього рівня розв’язувалася за базовим критерієм

Задачу корекції поопераційного плану, отриманого в результаті розв’язання БЗКП за базовим критерієм 1, 3, 4 або 5, будемо розв’язувати в наступній постановці. Часткове виконання поопераційного плану, що не збігається з поопераційним планом, отриманим на третьому рівні, зафіксувало найбільш ранні моменти запуску всіх або частини пристроїв (елементів мережі типу 2–5) останнього ряду мережі, які можуть виявитися пізніше моментів запуску пристроїв у поопераційному плані, отриманому на

третьому рівні планування, а також зафіксовані роботи, порядок виконання яких виявився відомим і не співпадаючим з поопераційним планом третього рівня. У цьому випадку корекція плану проводиться таким чином.

1 Для пристроїв (елементів типу 2–5) останнього ряду мережі уточнюються множини робіт для виконання в довільному порядку: моменти готовності на виконання або черговість виконання інших робіт виявилися відомими та не співпадаючими з розкладом, отриманим на третьому рівні. Для цієї множини робіт відповідно до топології кінцевої частини мережі уточнюються (якщо буде потреба) директивні строки їх виконання. Приклад корекції директивних строків див. рис. Б.13.

2 Розклад виконання робіт для пристроїв (елементів типу 2–5) останнього ряду мережі, які не включені в п. 1, відповідають розкладу третього рівня планування.

3 Для пристроїв (елементів типу 2–5) останнього ряду мережі, включених у п. 1, виконання яких може реалізовуватися в довільному порядку, розв'язуються наступні задачі:

3.1 Для елемента типу 2 (один пристрій; роботи, призначені на обслуговування, мають різні директивні строки) будується розклад, який мінімізує сумарне або сумарне зважене запізнення робіт відносно директивних строків (див. [126] та [179] (розділ 1)) або розклад, який мінімізує сумарне випередження/запізнення робіт відносно директивних строків (див. [180]).

3.2 Для елемента типу 3 будується розклад виконання робіт на ідентичних паралельних пристроях, що мінімізує сумарне запізнення робіт відносно спільного директивного строку або максимальне відхилення робіт від спільного директивного строку (див. [180]).

3.3 Для елементів типу 4 і 5 (паралельні пристрої рівної або різної продуктивності, у робіт, що обслуговуються, різні директивні строки) ефективних точних алгоритмів розв'язання задачі одержання розкладу, що мінімізує сумарне (сумарне зважене) запізнення, не існує. Пропонується наступний ергатичний алгоритм її розв'язання.

1 Для кожного з незалежних пристроїв залишається множина робіт, що відповідає поопераційному плану, отриманому на третьому рівні планування.

2 Для кожного пристрою будується розклад виконання робіт на ідентичних паралельних пристроях, що мінімізує сумарне запізнення робіт відносно спільного ди-

рективного строку або максимальне відхилення робіт від спільного директивного строку (див. [180]).

3 Отриманий розклад для незалежних пристроїв (елементів типу 4–5) аналізується в БПР, і розклад ухвалюється, або експертним шляхом змінюється множина робіт, призначених на виконання на кожному пристрої. Потім знову реалізується п. 2 алгоритму. Якщо буде потреба, ця процедура може бути повторена кілька раз.

4 В БПР фахівцями корегується поточний поопераційний план таким чином, щоб відповідно до технологічного процесу розклад, отриманий для елементів типу 2–5 останнього ряду мережі, міг бути виконаним. При цьому може змінюватися технологія (додаватися устаткування), збільшуватися потужність (збільшити продуктивність, кількість змін) і т.п.

Примітка. В [126, 179, 180] для цих задач наведені ефективні ПДС-алгоритми їх розв'язання.

Метод, описаний у п. А.3, ефективний, якщо можлива реалізація п. 4 цього методу (корегування розкладу елементів останнього ряду мережі експертами). У випадку неможливості такого корегування для розв'язання задачі за базовим критерієм слід використовувати універсальний метод, описаний у п. 2.7.2.

ДОДАТОК Б ПРИКЛАДИ, ЩО ІЛЮСТРУЮТЬ ЧМ КОП

Зміст додатку Б наводиться за роботами [112, 116, 181].

Б.1 Ілюстрації до пунктів методології розв'язання задачі планування

Рисунки, що наведені в цьому підрозділі, ілюструють можливий вигляд мережевої моделі та ситуацій, що можуть виникнути при розв'язанні задачі планування. Для відповідності до основного тексту розділу 2, будемо посилались на відповідні пункти методології розв'язання задачі.

Блок 2 – Побудова моделі першого рівня.

2.1. Постановка задачі. Приклад мережевої моделі першого рівня планування наведено на рис. Б.1.

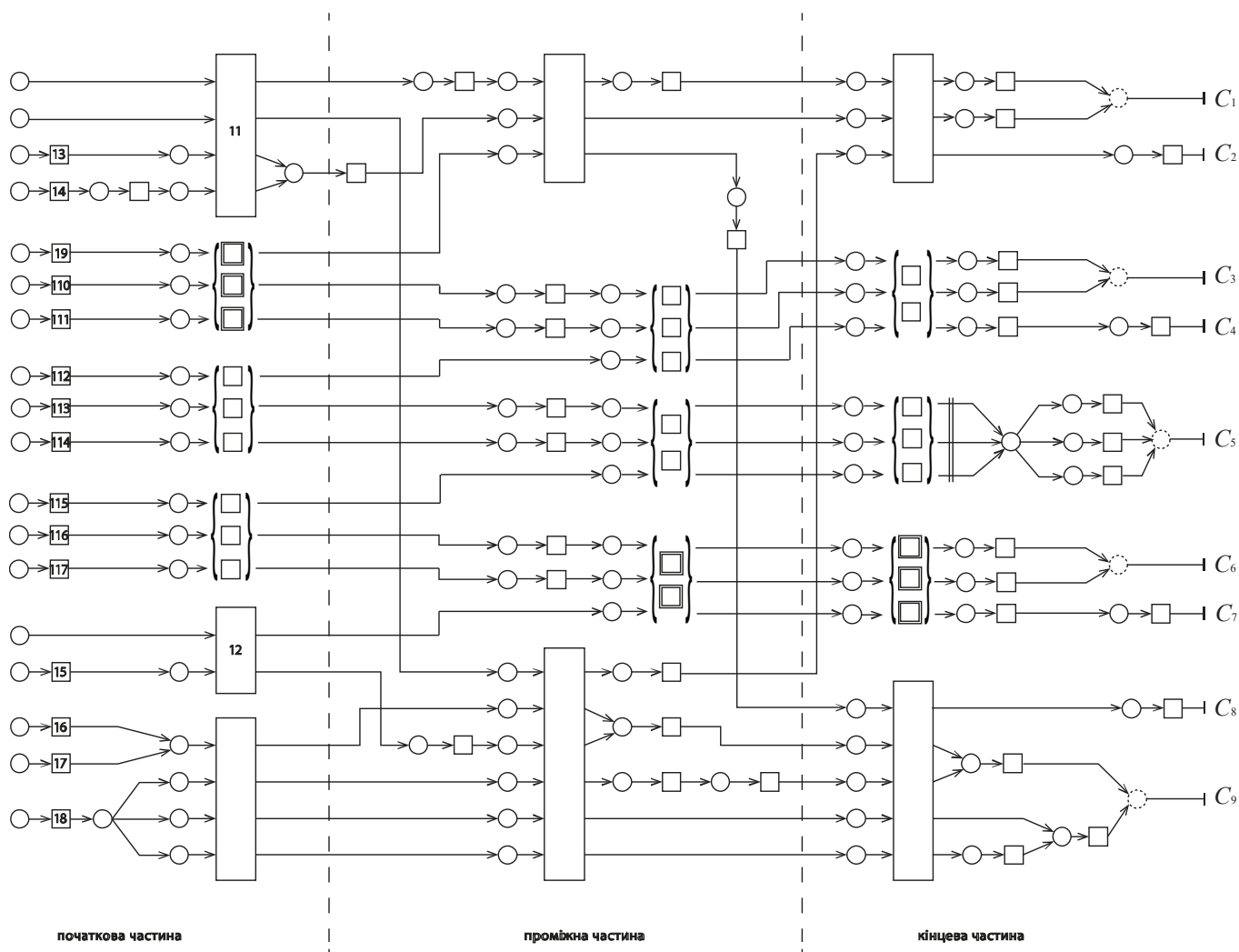


Рисунок Б.1 – Приклад моделі першого рівня планування

2.3 Пошук критичних шляхів виробів. Приклад агрегованої мережі наведений на рис. Б.2. Критичні шляхи виробів на схемі показані жирними лініями.

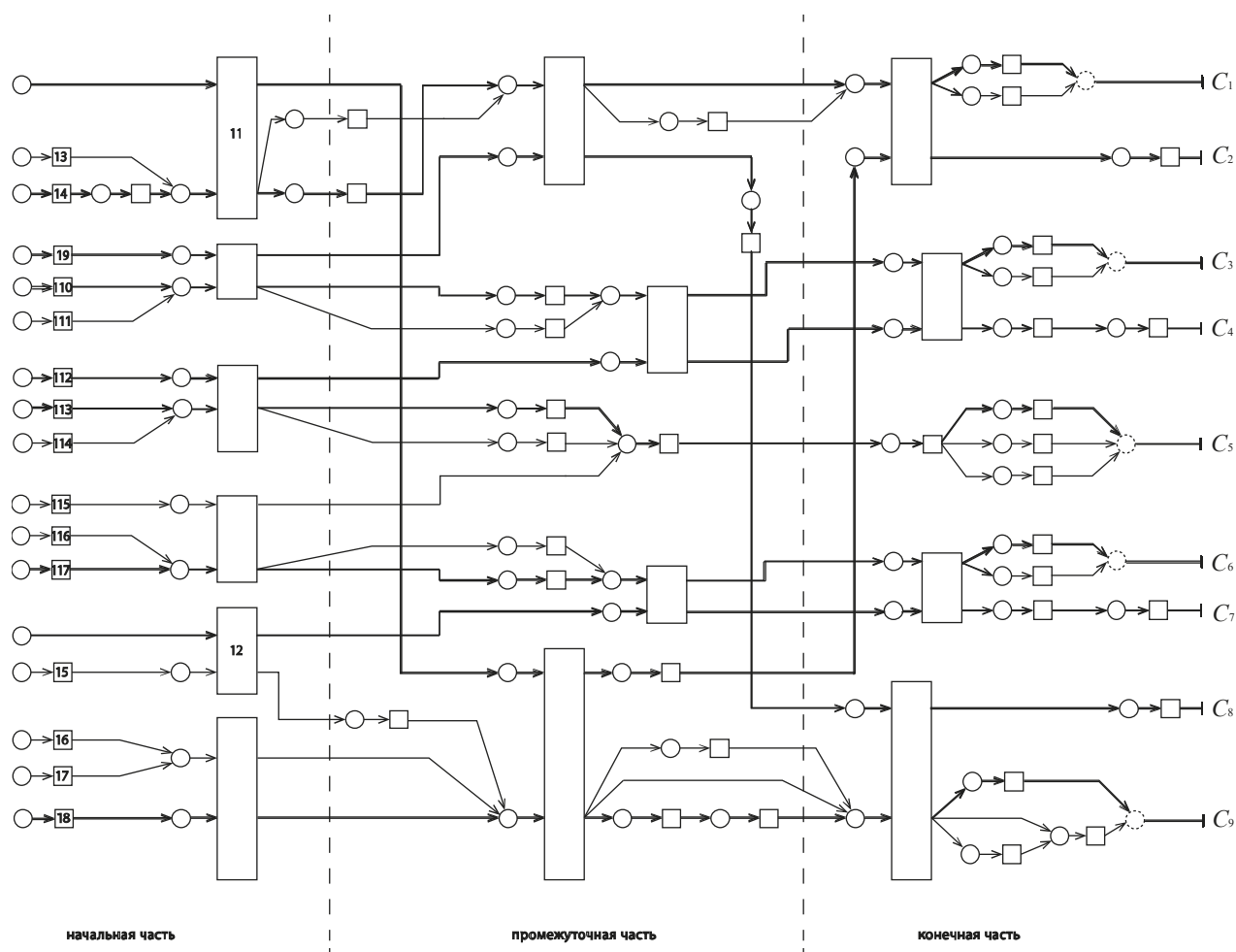


Рисунок Б.2 – Приклад агрегованої мережі першого рівня агрегації

2.4.1 Пошук вершин, що є спільними на різних критичних шляхах виробів. Приклад до перевірки нових зв'язків. У частині агрегованої підмережі, показаної на рис. Б.3, не можна поєднувати роботи 310 і 311, тому що тоді робота 312 буде передувати цій спільній вершині та з'явиться передування її роботі 39, а такого зв'язку в технології не було. Однак, можна об'єднати роботи 211 і 212, тому що нових зв'язків не з'являється.

Приклад до зміни підмережі при об'єднанні робіт на спільному устаткуванні (рис. Б.4). Якщо агрегована робота № 47 (у вихідній мережі роботи 47 і 48) об'єдналася в спільну вершину з № 44 і № 46 (у вхідній мережі роботи 44, 45 і 46), а агрегована робота № 49 (у вхідній мережі роботи 49 і 410) не об'єдналася з ними в одну спільну вершину, то роботи між елементами № 32 перерозподіляються: об'єднані роботи № 44, 46, 47 (і відповідно, у вхідній мережі 44, 45, 46, 47, 48) будуть

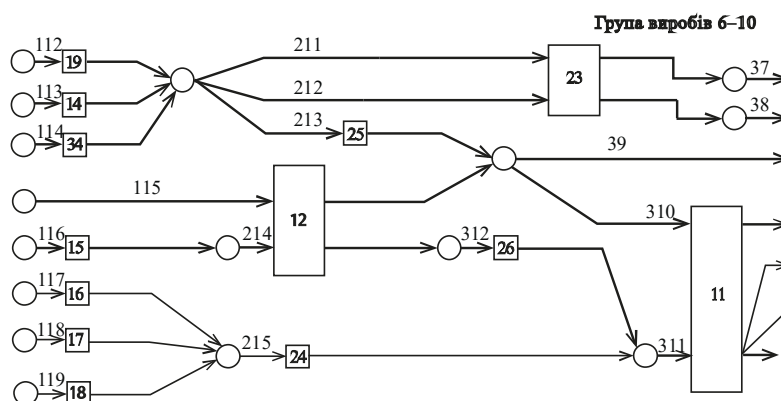


Рисунок Б.3 – Перевірка на появу нових зв’язків

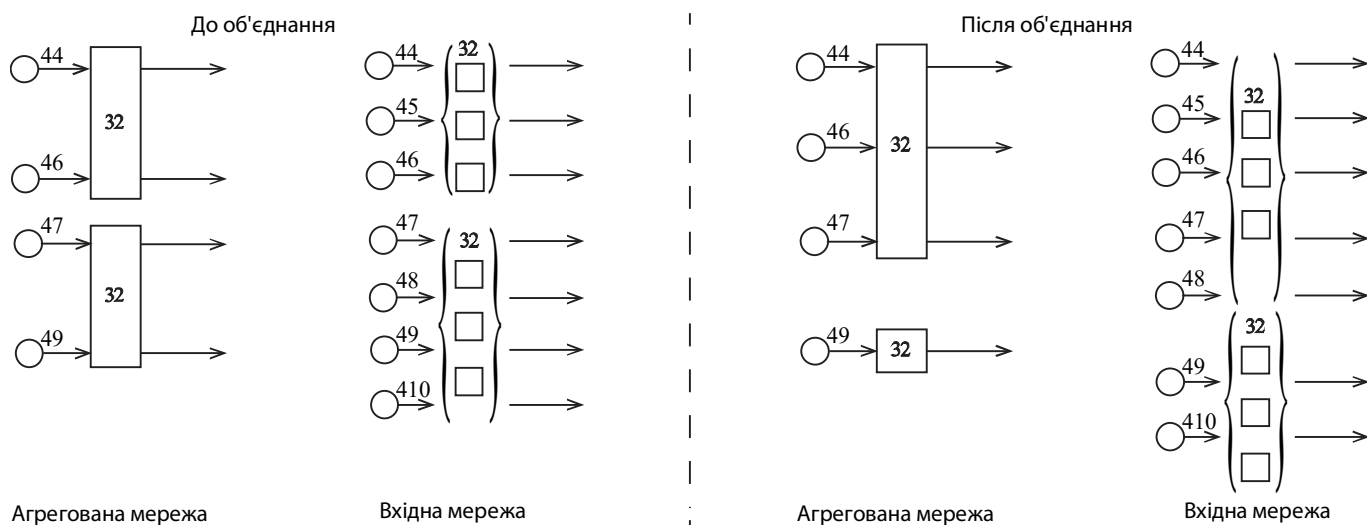



Рисунок Б.4 – Зміна підмережі при об’єднанні робіт на спільному устаткуванні

виконуватись на одному елементі, а не об’єднана робота 49 (у вихідній мережі 49 і 410) – на іншому елементі, зі збереженням інших зв’язків і перерахуванням тривалостей агрегованих робіт.

2.4.2 Побудова мережі критичних шляхів виробів зі спільними вершинами. Приклад до перевірки зв’язків, що видаляються. У частині агрегованої мережі, показаної на рис. Б.5, робота 238, що видаляється, і, отже, робота 141 (виріб 22) передують роботі 332 (виріб 21), а робота 237 (виріб 21) передуює роботі 334, що видаляється, і, отже, роботі 439 (виріб 22). Тому, у мережі критичних шляхів слід залишити зв’язки від 141 до 332 і від 237 до 439.

Приклад графа критичних шляхів зі спільними вершинами наведений на рис. Б.6. Спільні вершини відображені символом .

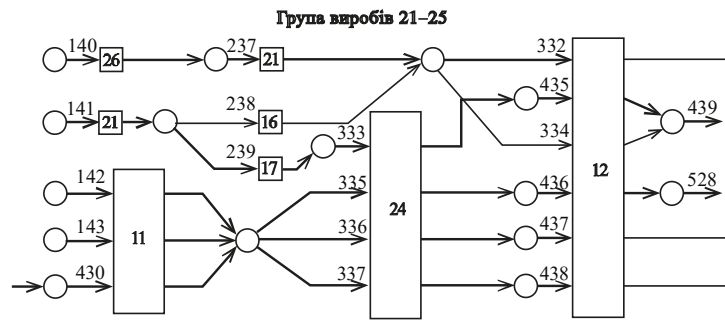


Рисунок Б.5 – Перевірка зв'язків, що видаляються

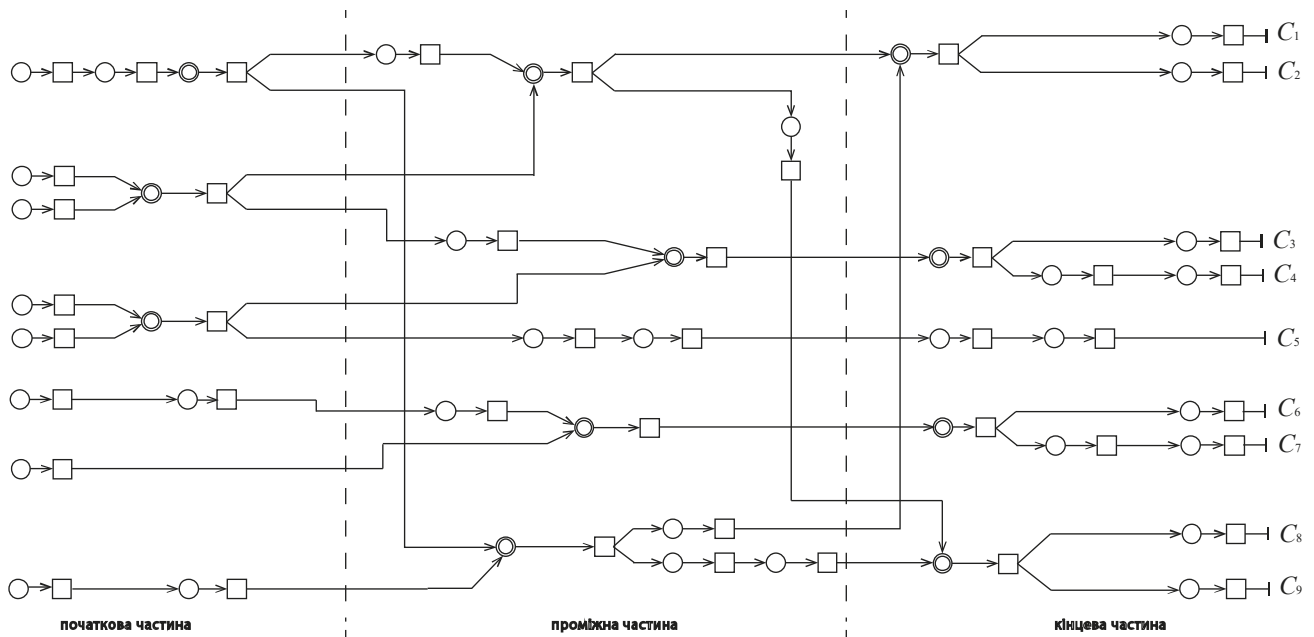
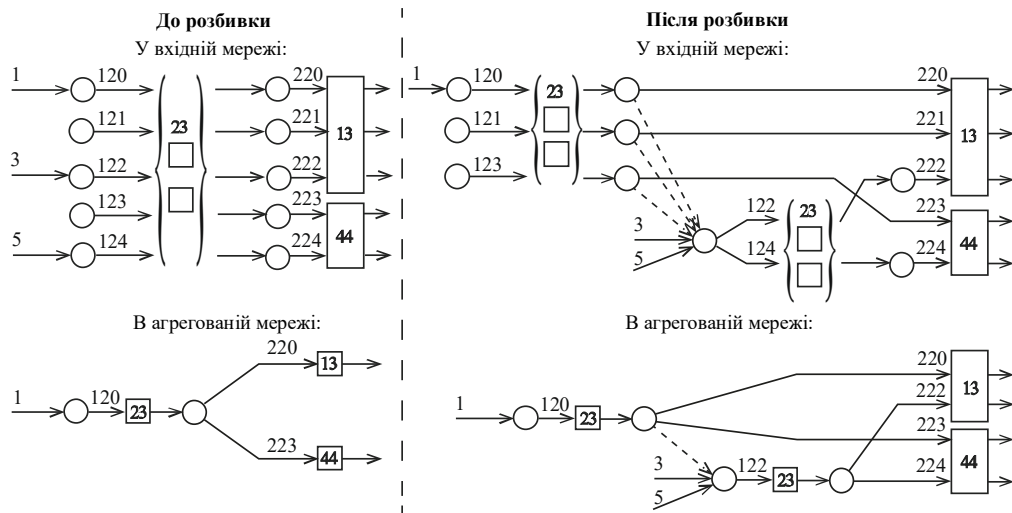


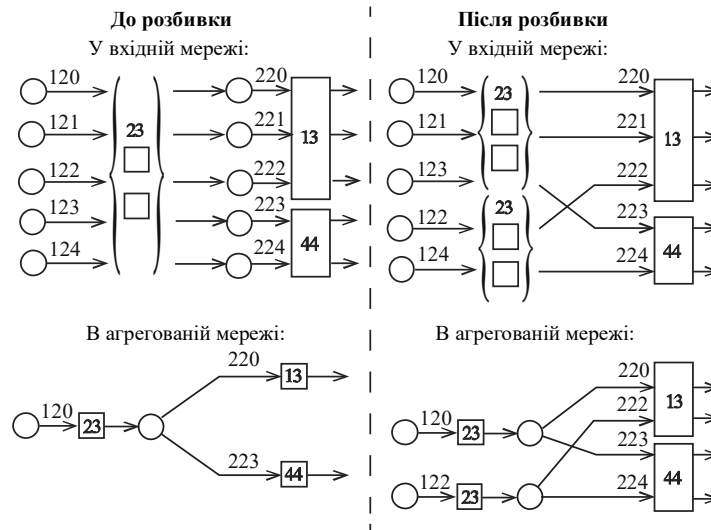
Рисунок Б.6 – Граф критичних шляхів зі спільними вершинами

3.1.3 Перевірка, чи фактично спільні вершини були об'єднані. При розбивці спільних вершин відповідні агреговані роботи (в агрегованій мережі) і відповідні їм вхідні роботи (у вхідній мережі) разом з їхніми відносинами передування розносяться на елементи з тим же номером для виконання в різний час (тобто, умова безперервності виконання робіт тепер діє для окремих груп робіт, а не для однієї групи, яку вони представляли раніше, виконуючись на одному елементі). Приклад такої розбивки при плануванні за базовим критерієм див. на рис. Б.7, а (розносяться роботи на елементі № 23), при плануванні за синтетичним критерієм – на рис. Б.7, б (розносяться роботи на елементі № 23) і рис. Б.7, в (розносяться роботи на елементі № 12).

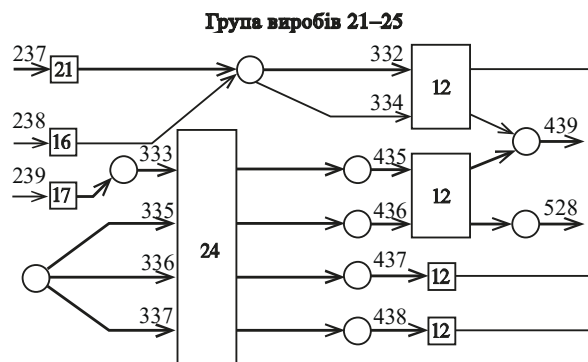
Перевірка сумісності технологій: приклад розбивки при плануванні за базовим критерієм показаний на рис. Б.7, а.



а) базовий або синтетичний критерій



б) синтетичний критерій



в) синтетичний критерій (агрегована мережа після розбивки робіт на елементі №12)

Рисунок Б.7 – Зміна агрегованої моделі за результатами розподілу

Приклад для базового та синтетичного критерію. Якщо роботи 120–125 (агрегована робота 125) виконувалися на одному елементі 23 у вхідній і агрегованій мере-

жі, але після узгодженого планування виконуються безперервно дві окремі групи робіт – спочатку 120, 121 і 123, а пізніше 122 і 124, – то ця частина агрегованої мережі та, відповідно, вхідної мережі, змінюється так, як показано на рис. Б.7, а.

Роботи 1, 3, 5 на рис. Б.7, а наведені для прикладу як безпосередні попередники робіт 120, 122, 124. При об'єднанні нових спільних вершин використовуються загальні правила, у тому числі обмеження, установлені для вихідних робіт накопичувачів. Пунктирними лініями на рис. Б.7, а показані фіктивні роботи з нульовою тривалістю, що відображають лише відносини передування між накопичувачами: роботи 122 і 124 на другому пристрої № 23 можуть початися лише після завершення робіт 120, 121 і 123 на першому пристрої № 23. Таким чином, ці множини робіт рознесені в часі.

Приклади для синтетичного критерію:

1) мережева модель для описаного вище прикладу (див. рис. Б.7, а) може бути спрощена, якщо не потрібний примусовий поділ множин робіт, що розбиваються, так, як показано на рис. Б.7, б;

2) якщо роботи 332, 334, 435, 436, 437 і 438 виконувалися на одному елементі 12 у вхідній і агрегованій мережі, але після узгодженого планування виконуються безперервно дві окремі групи робіт – 332 і 334, а також 435 і 436, – то ця частина агрегованої мережі та, відповідно, вхідної мережі змінюється так, як показано на рис. Б.7, в. Якщо для такого випадку слід застосувати накопичувачі для поділу робіт, то показана на рис. Б.7, а методика використовується 3 рази.

Приклад узгодженого планування: розглянемо виконання агрегованих робіт зі складу виробів 6 і 7. Нехай виконання виробів 6 і 7 планується за базовим критерієм 2 («точно в строк»). Граф критичних шляхів для цих виробів наведений на рис. Б.8.

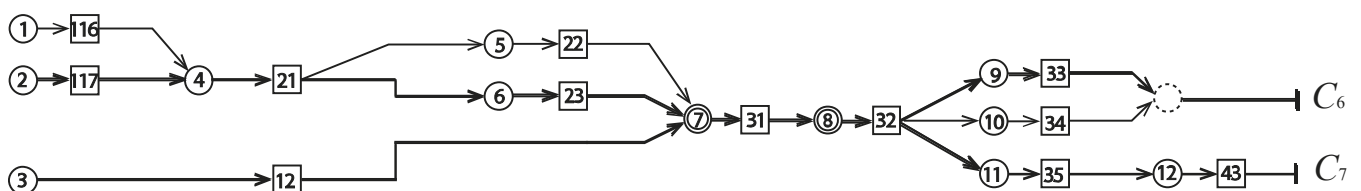


Рисунок Б.8 – Критичні шляхи виробів 6 і 7 для узгодженого планування

Передбачається, що пріоритет виробу 6 значно вище, ніж пріоритет виробу 7. Тому в структурі послідовності в першу чергу виконуються агреговані роботи виробу 6, та їх попередники, що належать іншим виробам – у цьому випадку виробу 7.

Розподіл виробів 6 і 7 по елементах наведений на рис. Б.9. Як видно з рисунку, виріб 6 не може бути закінчений у свій директивний строк, тому що момент його початку виконання вийшов за межі планового періоду. Тому в БПР виконується корегування плану або директивного строку за цим виробом.

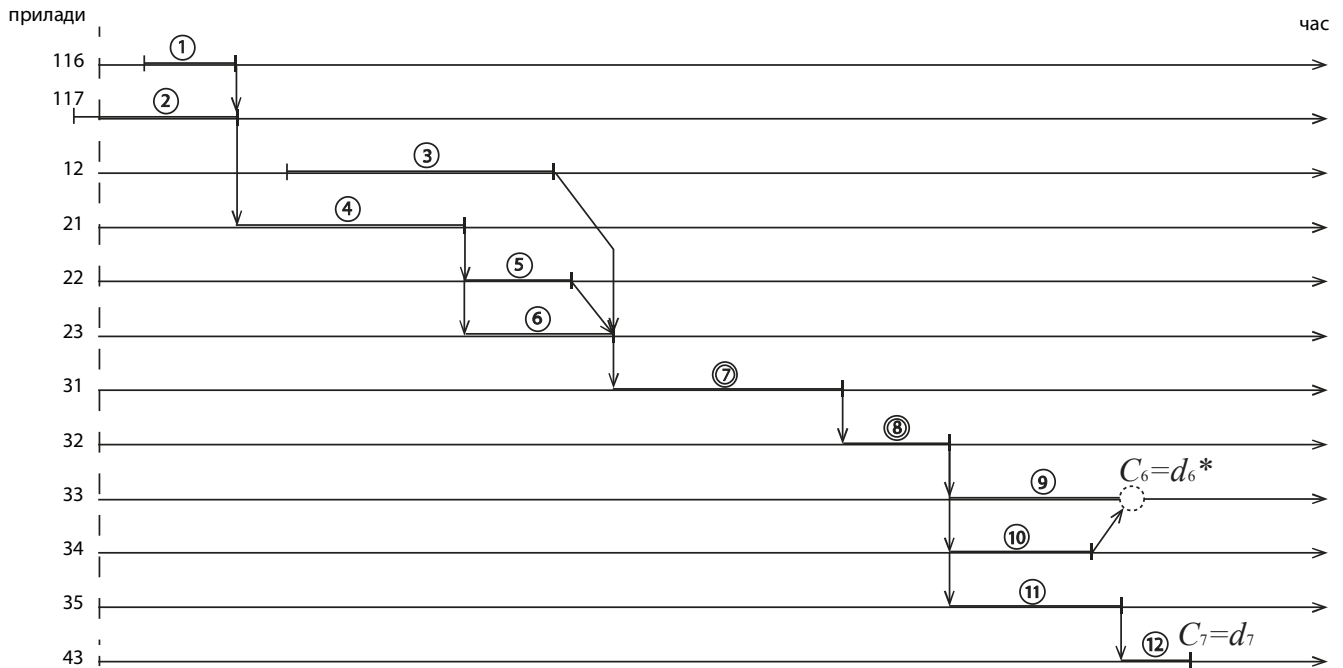


Рисунок Б.9 – Розподіл виконання агрегованих робіт виробів 6 і 7

Блок 4 Побудова БЗКП. Якщо в прийнятому на реалізацію на третьому рівні узгодженому плані деякі елементи виявилися розбитими на частині, то у вхідній технологічній мережі кожний такий елемент замінюється аналогічними незалежними елементами того ж типу, з відповідним перерозподілом вхідних і вихідних зв'язків між новими елементами, причому кожний вихідний зв'язок входить у ту ж вершину, що й у вхідній технологічній моделі. Приклад такої розбивки елемента див. рис. Б.10.

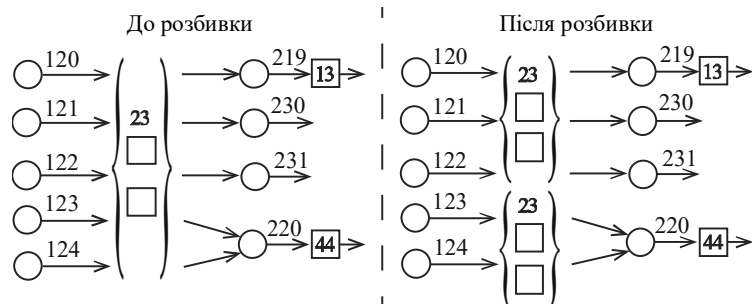


Рисунок Б.10 – Розбивка елемента вхідної мережі

На даному фрагменті вхідної мережі елемент № 23 розбивається на два аналогічних. Інші приклади (з уточненням особливостей методології для базового і синтетичного критеріїв оптимальності) наведені вище на рис. Б.7.

Приклад до п. А.2 «Метод розв'язання БЗКП, що відповідає базовому критерію оптимальності», що ілюструє визначення порядку розв'язання одноетапних задач календарного планування у випадку розбивки елемента (рис. Б.11). Нехай роботи 11–15 виконувалися на одному елементі 1 у вхідній мережі, але при узгодженому плануванні розбилися на дві групи робіт – спочатку 11, 12 і 14, а пізніше 13 і 15, відповідно до цього у вхідній мережі елемент 1 розбивається на два елементи – 1А і 1Б. Пунктирними лініями на рис. Б.11 показані фіктивні роботи з нульовою тривалістю, що відображають лише відносини передування між накопичувачами: роботи 13 і 15 на елементі 1Б можуть початися лише після завершення робіт 11, 12 і 14 на елементі 1А. Таким чином, ці множини робіт рознесені в часі.

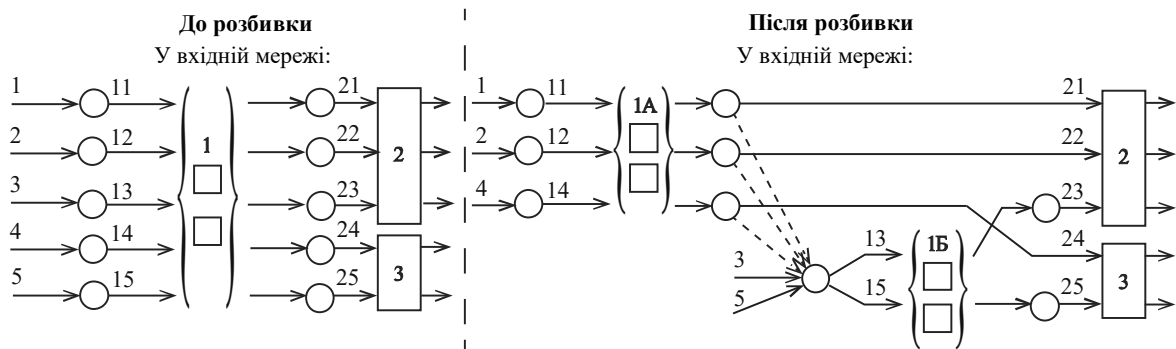


Рисунок Б.11 – Приклад розв'язання задачі третього рівня на частині мережі з розбивкою елемента

При розв'язанні задачі третього рівня, маючи моменти готовності робіт на елементах 2 і 3 ($C_{21} \dots C_{25}$), знаходимо оптимальний (субоптимальний) розклад виконання цих робіт на елементах 2 і 3. У результаті, одержуємо моменти початку виконання робіт 21–25 ($r_{21} \dots r_{25}$).

Переходимо до попереднього ряду: спочатку розв'язуємо одноетапну задачу для елемента 1Б, потім для елемента 1А, тому що директивні строки робіт на елементі 1А будуть не більше, ніж моменти початку виконання робіт на елементі 1Б.

Моменти початку виконання робіт 23 і 25 автоматично стають директивними строками робіт 13 і 15. Розв'язуємо одноетапну задачу на елементі 1Б, одержуємо моменти початку виконання робіт 13 і 15. Вибираємо мінімальний з них. Нехай це буде момент $r_{1Б} = \min(r_{13}, r_{15})$, де $r_{1Б}$ – це момент запуску елемента 1Б (елемент запу-

скається в момент готовності перших робіт). Очевидно, що $r_{1Б}$ є директивним строком для робіт 3 і 5, що передують роботам 13 і 15.

Далі, порівнюємо отриманий момент $r_{1Б}$ с моментами початку виконання робіт 21, 22 і 24. Директивні строки для робіт 11, 12, 14 на елементі 1А відповідно до заданих відносин передування і правилом роботи накопичувачів визначаються наступними виразами: $d_{11} = \min(r_{21}, r_{1Б})$; $d_{12} = \min(r_{22}, r_{1Б})$; $d_{14} = \min(r_{24}, r_{1Б})$.

Маючи директивні строки робіт 11, 12 і 14, розв'язуємо одноетапну задачу на елементі 1А, одержуємо моменти початку виконання робіт 11, 12 і 14, які в свою чергу є директивними строками для попередніх їм робіт 1, 2 і 4.

5 Четвертий рівень ЧМ КОП. Універсальний метод розв'язання задачі оперативного планування за допомогою модернізованого методу планування. Приклад включення фіктивних робіт у вхідну мережу показаний на рис. Б.12.

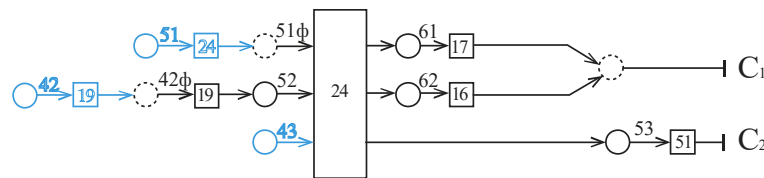


Рисунок Б.12 – Розбивка робіт, що виконуються, і формування фіктивних робіт

На рис. Б.12 роботи 51 і 42 у вихідній мережі виконувалися на момент корегування, тому вони розбиваються на дві частини, перша з яких (51 і 42) вважається виконаною роботою (відображається сірим шрифтом), а друга (51ф і 42ф) – фіктивною невиконаною роботою (пунктирний кружок ○). Роботи 52, 61, 62 і 53 ще не почали виконання. Робота 43 вже виконана, у плануванні вона не бере участь.

Приклад корекції директивних строків у задачі оперативного планування для випадку, коли задача планування третього рівня розв'язувалася за базовим критерієм див. рис. Б.13.

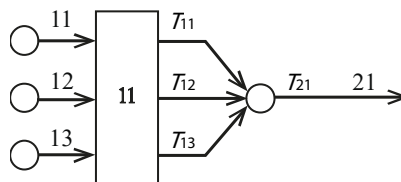


Рисунок Б.13 – Приклад корекції директивних строків

Якщо у роботи 11 момент завершення виконання T_{11} збільшився, і в результаті збільшився момент початку роботи 21 T_{21} , то можна збільшити і директивні строки робіт 12 і 13 (не більше, ніж до T_{21}), що збільшить резерви для виконання цих робіт.

Б.2 Приклад реалізації алгоритмічного забезпечення ЧМ КОП

Покажемо реалізацію алгоритмічного забезпечення ЧМ КОП більш докладно по пунктах на єдиному прикладі.

Блок 2 – Побудова моделі першого рівня.

2.1. Постановка задачі. Приклад мережевої моделі будується на основі технології реального виробництва дрібносерійного типу. У нашому прикладі буде синтетичний критерій оптимальності, що складається з $N = 5$ базових критеріїв, тому є 5 незалежних груп виробів, тобто вихідна мережа має 5 підмереж, не зв'язаних технологічними зв'язками. У кожній підмережі виконується по 5 виробів.

На рис. Б.14 і Б.15 показана вхідна мережа з фіктивними роботами, що задає технологію виконання виробів. Для спрощення схеми замість параметрів невиконаних робіт над стрілками будемо писати номери робіт і на позначенні елементів – їх номери, а характеристики елементів і робіт зведемо, відповідно, у табл. Б.1 і Б.2. Питома тривалість l_i виконання роботи на один виріб задається у хвилинах.

Таблиця Б.1 – Характеристики ресурсів

№	тип	m	№	тип	m	№	тип	m	№	тип	m	№	тип	m
11	2	1	16	1	1	22	5	3	31	2	1	42	1	1
12	2	1	17	1	1	23	4	2	32	4	3	43	1	1
13	1	1	18	1	1	24	2	1	33	2	1	44	1	1
14	1	1	19	1	1	25	1	1	34	1	1	51	1	1
15	1	1	21	1	1	26	1	1	41	4	2	52	1	1

Таблиця Б.2 – Характеристики робіт

№(i)	l_i	№(i)	l_i	№(i)	l_i	№(i)	l_i	№(i)	l_i	№(i)	l_i	№(i)	l_i	№(i)	l_i	№(i)	l_i
11	1	122	4	143	1	220	8	31	9	322	5	45	3	426	4	57	9
12	4	123	5	144	3	221	6	32	12	323	2	46	3	427	7	58	3
13	2	124	23	21	4	222	8	33	18	324	6	47	6	428	9	59	5

Кінець таблиці Б.2

$\text{№}(i)$	l_i	$\text{№}(i)$	l_i	$\text{№}(i)$	l_i	$\text{№}(i)$	l_i	$\text{№}(i)$	l_i	$\text{№}(i)$	l_i	$\text{№}(i)$	l_i	$\text{№}(i)$	l_i	$\text{№}(i)$	l_i
14	5	125	3	22	2	223	2	34	2	325	12	48	1	429	13	510	8
15	15	126	12	23	1	224	4	35	4	326	12	49	5	430	6	511	8
16	1	127	4	24	6	225	7	36	7	327	11	410	9	431	8	512	4
17	8	128	4	25	8	226	7	37	4	328	5	411	3	432	3	513	6
18	3	129	1	26	8	227	2	38	16	329	6	412	6	433	9	514	3
19	3	130	15	27	12	228	1	39	9	330	4	413	4	434	3	515	4
110	1	131	11	28	20	229	9	310	6	331	4	414	6	435	4	516	6
111	4	132	6	29	11	230	3	311	8	332	1	415	12	436	1	517	1
112	4	133	10	210	5	231	15	312	23	333	1	416	15	437	1	518	8
113	14	134	7	211	2	232	2	313	6	334	4	417	4	438	5	519	8
114	2	135	4	212	6	233	6	314	4	335	6	418	22	439	14	520	5
115	5	136	2	213	1	234	9	315	3	336	3	419	4	440	2	521	9
116	4	137	2	214	7	235	12	316	1	337	7	420	2	51	6	522	4
117	6	138	4	215	3	236	3	317	1	338	2	421	6	52	2	523	5
118	8	139	4	216	8	237	7	318	5	41	7	422	8	53	6	524	7
119	3	140	6	217	3	238	2	319	4	42	15	423	4	54	7	525	5
120	8	141	8	218	6	239	4	320	7	43	2	424	9	55	3	526	3
121	10	142	3	219	3	30	7	321	3	44	15	425	2	56	6	527	4

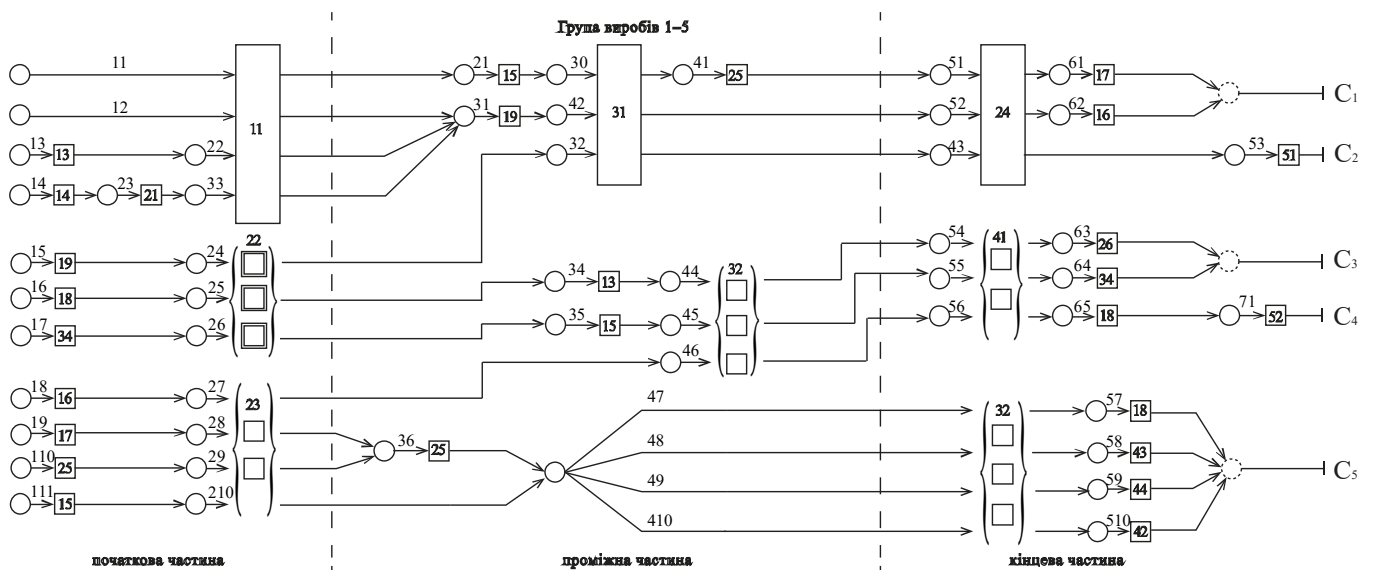


Рисунок Б.14 – Вхідна мережа (вироби 1 – 5)

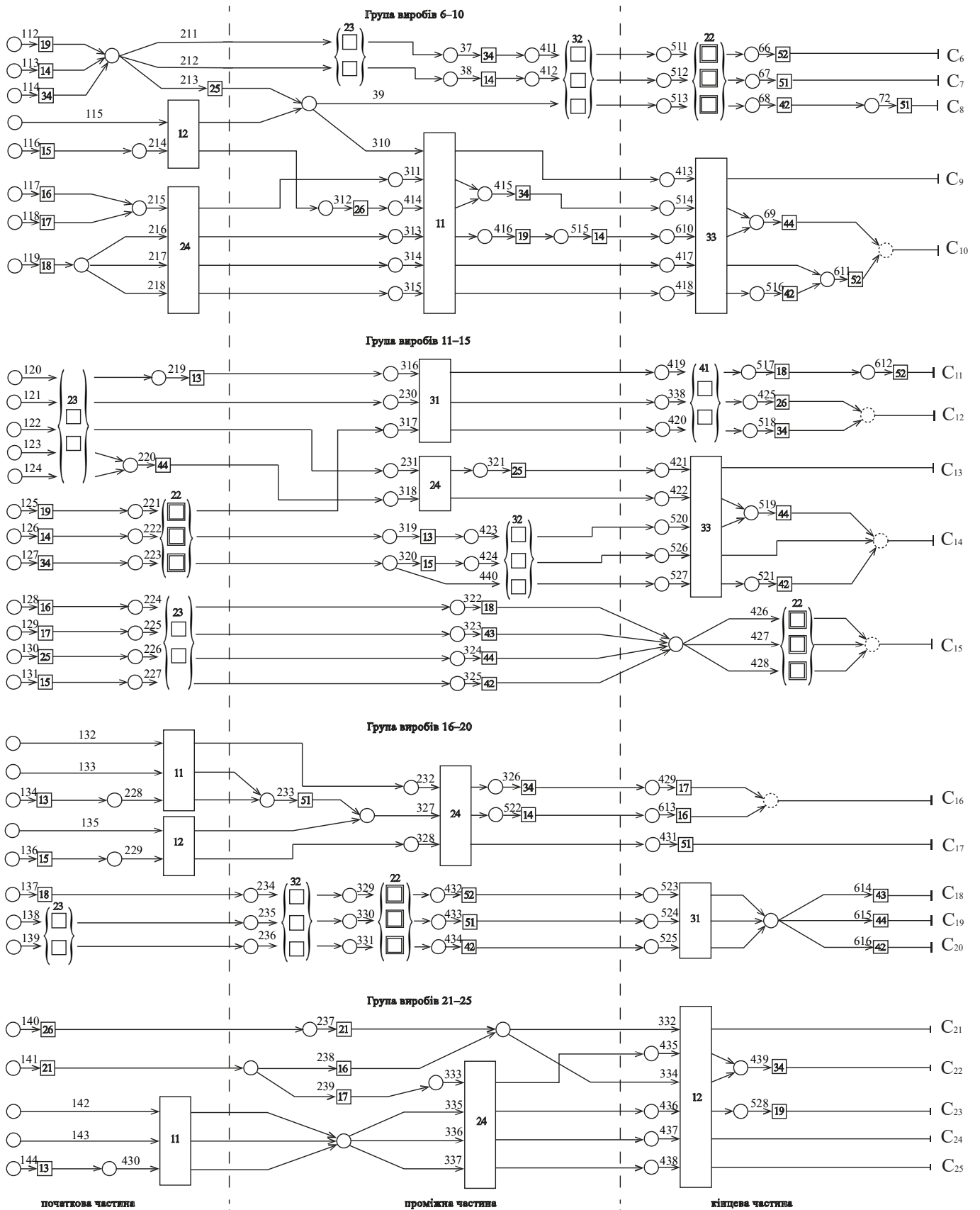


Рисунок Б.15 – Вхідна мережа (вироби 6 – 25)

Для елемента типу 5 (у цьому випадку це єдиний елемент № 22) задамо продуктивності пристроїв s_i ($i = \overline{1, m}$): 1; 0,8; 0,2.

Характеристики виробів задамо табл. Б.3, де N_i – кількість виробів у портфелі замовлень; ω_i – вага; d_i – директивний строк; Δ_i – діапазон одержання допустимого розв’язку (задається для тих виробів, у технології яких зустрічаються елементи типу 4 і 5); j_{end} – номери кінцевих робіт виробу.

Момент завершення виконання виробу визначається максимальним з моментів завершення виконання його кінцевих робіт. Наприклад, для першого виробу $C_1 = \max\{C_{61}, C_{62}\}$.

Таблиця Б.3 – Характеристики виробів

$N_2(i)$	j_{end}	N_i	ω_i	d_i	Δ_i	$N_2(i)$	j_{end}	N_i	ω_i	d_i	Δ_i
1	61, 62	2	1			14	519, 521, 526	10	80	1200	5
2	53	4	2			15	426–428	15	100	1250	10
3	63, 64	3	3			16	429, 613	5	200	1220	
4	71	5	4			17	431	10	400	1110	
5	57–59, 510	10	5			18	614	15	600	850	5
6	66	15	200	735	5	19	615	5	800	780	10
7	67	5	400	550	10	20	616	10	1000	810	15
8	72	10	600	830	15	21	332	15	20	1400	
9	413	15	800	435		22	439	5	40	1475	
10	69, 611	5	1000	920		23	528	10	60	1350	
11	612	10	20	1150	5	24	437	15	80	1275	
12	425, 518	15	40	1050	10	25	438	5	100	1250	
13	421	5	60	875	15						

Для того, щоб критичні шляхи виробів були визначені однозначно, необхідно знати, до якого виробу відноситься та чи інша робота із множини виконаних робіт кожного елемента типу накопичувач. Тому для елементів, де така відповідність неоднозначна, задамо її у табл. Б.4. Для інших робіт їх приналежність конкретному виробу очевидним образом визначається за вихідною мережею.

У якості критерію оптимальності задамо самий складний (31-й) із синтетичних критеріїв, що є комбінацією п’яти базових критеріїв, у кожній групі з п’яти виробів використовується один базовий критерій, а саме: для групи виробів 1–5 – базовий критерій 1, для групи виробів 6–10 – базовий критерій 2, для групи виробів 11–15 –

Таблиця Б.4 – Відповідності робіт виробам по елементах типу накопичувач

№ роботи	№ виробу	№ роботи	№ виробу	№ роботи	№ виробу
112	6	137	18	238	22
113	7	142	23	430	25
114	8	143	24	523	18
115	9	213	8	524	19
136	17	237	21	525	20

базовий критерій 3, для групи виробів 16–20 – базовий критерій 4, для групи виробів 21–25 – базовий критерій 5 (див. п. А.1):

$$\max \left\{ - \sum_{i=1}^5 \omega_i(T) \cdot C_i + \sum_{i=6}^{10} \omega_i U_i - \sum_{i=11}^{15} \omega'_i \max(0, C_i - d_i) + \sum_{i=16}^{20} \omega'' V_i - \sum_{i=21}^{25} \omega''' |C_i - d_i| \right\}, \quad (\text{Б.1})$$

де $U_i = \begin{cases} 1, C_i = d_i \\ 0, C_i \neq d_i \end{cases}$; $V_i = \begin{cases} 1, C_i \leq d_i \\ 0, C_i > d_i \end{cases}$; $\omega_i(T)$ – ваговий коефіцієнт виробу i , визначений

експериментальним шляхом; T – плановий період; ω_i – прибуток від виконання i -го виробу, якщо він виконаний точно в строк; ω'_i – штраф за запізнення завершення виконання i -го виробу відносно директивного строку на одиницю часу; ω''_i – прибуток від виконання i -го виробу, якщо він виконаний без запізнення, а ω'''_i – штраф за відхилення моменту завершення виконання i -го виробу від директивного строку на одиницю часу [112, 116, 180, 181].

Задамо мінімальний очікуваний прибуток підприємства (мінімальне значення критерію (Б.1), яке підприємство повинне одержати в результаті виконання обраного і затвердженого плану після розв’язання задачі планування) на рівні 20 000 умовних одиниць (одиниця виміру прибутку – та ж, що й для вагових коефіцієнтів $\omega_i(T)$, ω_i , ω'_i , ω''_i , ω'''_i , з урахуванням їх множення на одиницю часу).

2.2 Перший рівень агрегації є агрегованим представленням вихідної мережі.

2.2.1 Агрегована мережа першого рівня агрегації наведена на рис. Б.16. Для зручності нумерація робіт і пристроїв залишена початковою (у якості номера агрегованої роботи використовується перший з номерів поєднаних робіт).

Питомі тривалості агрегованих (об’єднаних) робіт, розраховані за вищенаведеними правилами, зведемо в табл. Б.5. Наприклад, питомі тривалості робіт 11, 12, 22, 33 (виріб 1), виконуваних на одному елементі типу 2, підсумуються, у результаті виходить робота 11 з питомою тривалістю 25.

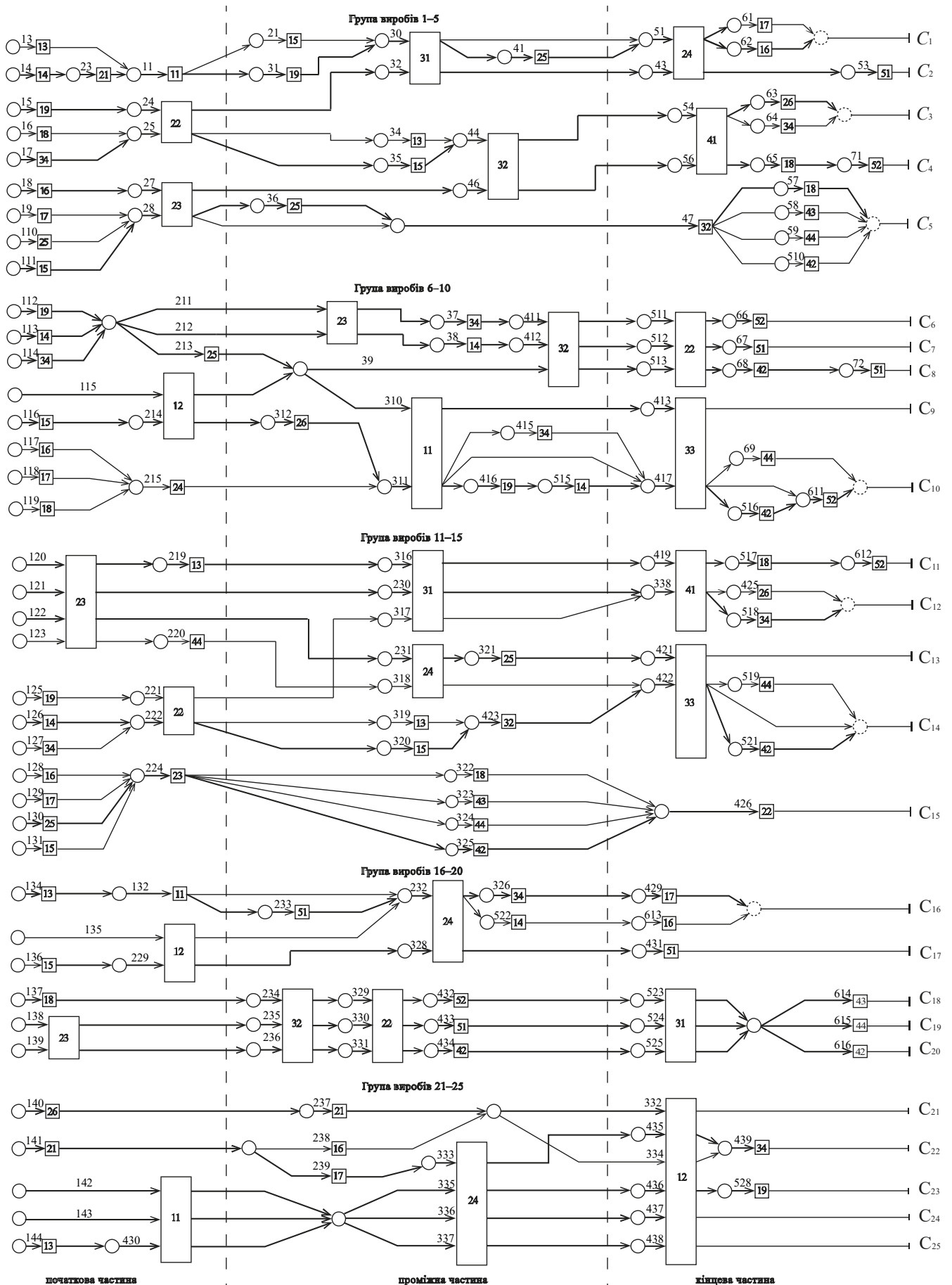


Рисунок Б.16 – Агрегована мережа першого рівня агрегації із критичними шляхами (вироби 1–25)

Таблиця Б.5 – Агреговані роботи

№(i)	Об'єднані №	l_i	№(i)	Об'єднані №	l_i
11	11, 12, 22, 33	25	215	215, 216, 217, 218	20
25	25, 26	8	222	222, 223	5
28	28, 29, 210	18	224	224, 225, 226, 227	10
30	30, 42	22	232	232, 327	13
44	44, 45	6	311	311, 313, 314, 315, 414	27
47	47, 48, 49, 410	7	338	338, 420	2
51	51, 52	8	417	417, 418, 514, 610	41
54	54, 55	5	422	422, 520, 526, 527	20
123	123, 124	14	423	423, 424, 440	5
132	132, 133, 228	17	426	426, 427, 428	10

У результаті агрегації деякі кінцеві роботи виробів об'єднані в одну кінцеву роботу: по виробу 14 кінцева робота 526 увійшла до складу агрегованої роботи 422, а по виробу 15 кінцеві роботи 426–428 об'єднано в агреговану роботу 426.

2.2.2 Елементи типу 3–5 агрегуються в елементи типу 1–2, тому змінюється тривалість робіт, що залишилися на елементах і не об'єдналися з іншими роботами (табл. Б.6). Наприклад, у роботи 46 (тривалість 3), виконуваної на елементі 32 (тип 4, кількість пристроїв $m = 3$), нова тривалість дорівнює $3 / 3 = 1$.

Таблиця Б.6 – Змінені тривалості

№(i)	l_i	№(i)	l_i	№(i)	l_i	№(i)	l_i	№(i)	l_i	№(i)	l_i	№(i)	l_i	№(i)	l_i
24	3	46	1	121	5	139	2	221	3	236	1	331	2	419	2
27	6	56	3	122	2	211	1	234	3	329	3	411	1	511	4
39	3	120	4	138	2	212	3	235	4	330	2	412	2	512	2

2.3 Пошук критичних шляхів виробів. Критичні шляхи виробів показані жирними лініями на рис. Б.16.


2.4 Другий рівень агрегації – побудова мережі критичних шляхів зі спільними вершинами.

2.4.1 Пошук вершин, що є спільними на різних критичних шляхах виробів. У нашому прикладі введемо $\Delta_{\text{СВ}} = 70$, що становить близько 10 % від максимальної тривалості критичного шляху ($L_{\text{кш}} = 710$ у виробу 10), і будемо використовувати друге

правило об'єднання в спільні вершини для групи виробів 1–5 і третє правило для інших груп виробів. У результаті, усі спільні вершини, задані технологією, об'єдналися, крім зазначених у примітці до правил побудови спільних вершин.

2.4.2 При побудові мережі критичних шляхів виробів усі критичні шляхи поєднуються в одну мережу.

Оскільки не всі кінцеві роботи виробів належать їх критичних шляхам, то деякі з них вилучені при побудові мережі критичних шляхів: за виробом 1 залишилася робота 62 (робота 61 вилучена зі списку кінцевих вершин), за виробом 3 залишилася робота 63 (робота 64 вилучена), за виробом 5 залишилася робота 57 (роботи 58, 59, 510 вилучені), за виробом 10 залишилася робота 611 (робота 69 вилучена), за виробом 12 залишилася робота 518 (робота 425 вилучена), за виробом 14 залишилася робота 521 (роботи 422, 519 вилучені), за виробом 16 залишилася робота 429 (робота 613 вилучена).

Побудована мережа другого рівня агрегації показана на рис. Б.17, спільні вершини відображені символом . У табл. Б.7 наведені їхні тривалості (вже враховуючі кількість виробів N_i у портфелі замовлень). Номером спільної вершини (для спрощення) вважаємо номер першої з поєднаних робіт.

Таблиця Б.7 – Спільні вершини

$N_2(i)$	Об'єднані №	l_i	$N_2(i)$	Об'єднані №	l_i
24	24, 25	36	230	230, 316	55
27	27, 28	210	232	232, 328	115
30	30, 32	92	234	234, 235, 236	75
44	44, 46	23	329	329, 330, 331	75
51	51, 43	24	333	333, 335, 336, 337	145
54	54, 56	30	338	338, 419	50
120	120, 121, 122	125	411	411, 412	25
138	138, 139	30	435	435, 436	30
142	142, 143, 430	75	511	511, 512, 513	100
211	211, 212	30	523	523, 524, 525	160

Наприклад, у спільну вершину 24 об'єднані агреговані роботи 24 (виріб 2) і 25 (виріб 3). Число виробів 2 у портфелі замовлень дорівнює $N_2 = 4$, $N_3 = 3$. Питомі тривалості агрегованих робіт 24 і 25 рівні, відповідно, $l_{24} = 3$, $l_{25} = 8$. Тому тривалість спільної вершини 24 становить $l_{24}N_2 + l_{25}N_3 = 3 \cdot 4 + 8 \cdot 3 = 36$.

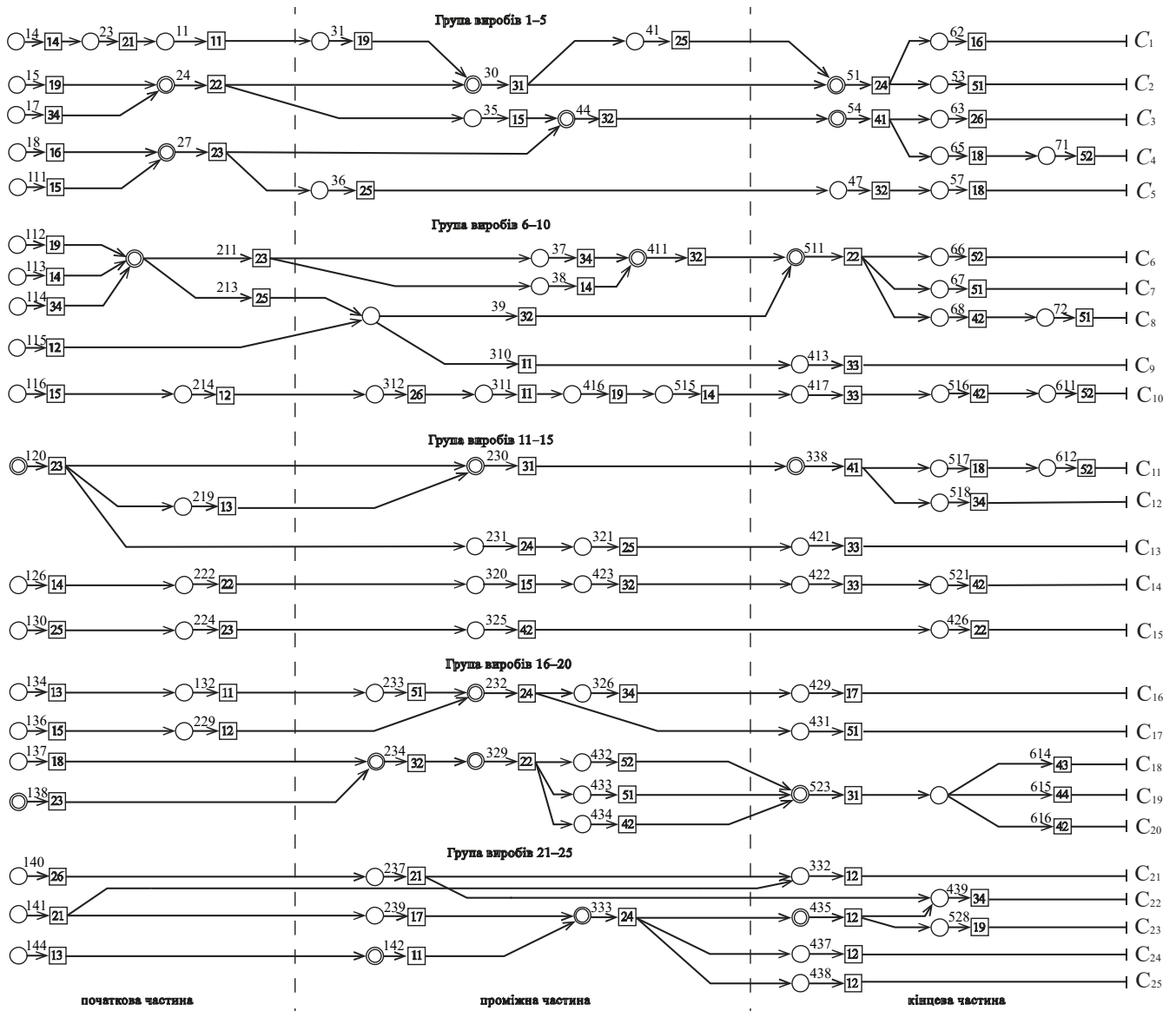


Рисунок Б.17 – Мережа критичних шляхів виробів зі спільними вершинами

2.5 Побудова і розв’язання оптимізаційних задач за критерієм МЗМ на агрегованій мережі другого рівня агрегації (див. рис. Б.17).

2.5.1 Для кожної базової складової синтетичного критерію, що входить у заданий функціонал, крім базового критерію 1, будується і розв’язується апроксимуюча задача МЗМ, а для базового критерію 1 – задача МЗМ без зміни параметрів. Задача розв’язується за допомогою алгоритму, описаного в п. 2.5.2.

Для розв’язання задачі МЗМ за кожною групою виробів будується початкова допустима послідовність, що включає роботи мережі критичних шляхів з урахуванням заданих відносин передування. Вироби в початкових послідовностях упорядковуються за пріоритетами, рівними відношенню ваги виробу до тривалості його критичного шляху. Початкові послідовності зведемо в табл. Б.8.

Кінець таблиці Б.8

Група виробів 11–15:

№(i)	l_i	ω_i	C_i	f_i
120	125		125	
231	75		200	
321	15		215	
421	30	3	245	735
219	30		275	
230	55		330	
338	50		380	
518	120	2	500	1000
130	225		725	
224	150		875	
325	180		1055	
426	150	5	1205	6025
126	120		1325	
222	50		1375	
320	70		1445	
423	50		1495	
422	200		1695	
521	90	4	1785	7140
517	10		1795	
612	210	1	2005	2005
Функціонал: 16905				

Група виробів 16–20:

№(i)	l_i	ω_i	C_i	f_i
138	30		30	
137	30		60	
234	75		135	
329	75		210	
433	45		255	
434	30		285	
432	45		330	
523	160		490	
615	35	4	525	2100
616	210	5	735	3675
136	20		755	
229	90		845	
134	35		880	
132	85		965	
233	30		995	
232	115		1110	
431	80	2	1190	2380
614	210	3	1400	4200
326	60		1460	
429	65	1	1525	1525
Функціонал: 13880				

Група виробів 21–25:

№(i)	l_i	ω_i	C_i	f_i
141	40		40	
239	20		60	
144	15		75	
142	75		150	
333	145		295	
437	15	4	310	1240
438	25	5	335	1675

№(i)	l_i	ω_i	C_i	f_i
435	30		365	
528	50	3	415	1245
140	90		505	
237	105		610	
439	70	2	680	1360
332	15	1	695	695
Функціонал: 6215				

2.5.2 У результаті розв’язання задач МЗМ за кожною групою виробів отримані послідовності виконання агрегованих робіт мережі критичних шляхів виробів (табл. Б.9). Для спрощення розрахунків при розв’язання задач МЗМ у табл. Б.8 і Б.9 у групах виробів 6–10 і 16–20 ваги виробів пропорційно зменшені в 200 раз, а в групах виробів 11–15 і 21–25 – в 20 раз, що впливає тільки на значення функціонала, але не впливає на порядок робіт у послідовності.

Таблиця Б.9 – Пріоритетно-упорядковані послідовності

Група виробів 1–5:

i	ПМП	l_i	ω_i	C_i	f_i	i	ПМП	l_i	ω_i	C_i	f_i
18	1	15		15		63	1	45	3	725	2175
111	1	40		55		65	1	75		800	
27	1	210		265		71	1	120	4	920	3680
36	1	70		335		14	2	10		930	
47	1	70		405		23	2	2		932	
57	1	90	5	495	2475	11	2	50		982	
15	1	60		555		31	2	18		1000	
17	1	24		579		30	2	92		1092	
24	1	36		615		41	2	14		1106	
35	1	12		627		51	2	24		1130	
44	1	23		650		53	2	24	2	1154	2308
54	1	30		680		62	2	24	1	1178	1178
Функціонал: 11816											

Група виробів 6–10:

i	ПМП	l_i	ω_i	C_i	f_i	i	ПМП	l_i	ω_i	C_i	f_i
112	1	60		60		417	2	205		990	
113	1	70		130		516	2	30		1020	
114	1	20		150		611	2	75	5	1095	5475
213	1	10		160		211	3	30		1125	
115	1	75		235		38	3	80		1205	
310	1	90		325		37	3	60		1265	
413	1	60	4	385	1540	411	3	25		1290	
116	2	20		405		39	3	30		1320	
214	2	35		440		511	3	100		1420	

Продовження таблиці Б.9

i	ПМП	l_i	ω_i	C_i	f_i	i	ПМП	l_i	ω_i	C_i	f_i
312	2	115		555		67	3	95	2	1515	3030
311	2	135		690		68	3	120		1635	
416	2	75		765		72	3	230	3	1865	5595
515	2	20		785		66	4	255	1	2120	2120
Функціонал: 17760											

Група виробів 11–15:

Група виробів 16–20:

i	ПМП	l_i	ω_i	C_i	f_i	i	ПМП	l_i	ω_i	C_i	f_i
120	1	125		125		138	1	30		30	
231	1	75		200		137	1	30		60	
321	1	15		215		234	1	75		135	
421	1	30	3	245	735	329	1	75		210	
219	2	30		275		433	1	45		255	
230	2	55		330		434	1	30		285	
338	2	50		380		432	1	45		330	
518	2	120	2	500	1000	523	1	160		490	
130	3	225		725		615	1	35	4	525	2100
224	3	150		875		616	1	210	5	735	3675
325	3	180		1055		614	1	210	3	945	2835
426	3	150	5	1205	6025	136	2	20		965	
126	4	120		1325		229	2	90		1055	
222	4	50		1375		134	2	35		1090	
320	4	70		1445		132	2	85		1175	
423	4	50		1495		233	2	30		1205	
422	4	200		1695		232	2	115		1320	
521	4	90	4	1785	7140	431	2	80	2	1400	2800
517	5	10		1795		326	2	60		1460	
612	5	210	1	2005	2005	429	2	65	1	1525	1525
Функціонал: 16905						Функціонал: 12935					

Група виробів 21–25:

i	ПМП	l_i	ω_i	C_i	f_i	i	ПМП	l_i	ω_i	C_i	f_i
141	1	40		40		435	1	30		365	

Кінець таблиці Б.9

i	ПМП	l_i	ω_i	C_i	f_i	i	ПМП	l_i	ω_i	C_i	f_i
239	1	20		60		528	1	50	3	415	1245
144	1	15		75		140	2	90		505	
142	1	75		150		237	2	105		610	
333	1	145		295		439	2	70	2	680	1360
437	1	15	4	310	1240	332	2	15	1	695	695
438	1	25	5	335	1675	Функціонал: 6215					

Блок 3 – Побудова моделі другого рівня

3.1 Побудова узгодженого плану виконання агрегованих робіт з урахуванням критерію оптимальності кожної групи виробів.

3.1.1 У табл. Б.10 зведені доповнені послідовності σ^* по всіх групах виробів, тобто дається інформація про номери ПМП і тривалості агрегованих робіт.

3.1.2 На етапі узгодженого планування розглядаються всі можливі комбінації черговості призначення груп виробів. Приведемо приклад розподілу агрегованих робіт з елементів для наступних упорядкувань груп виробів:

Порядок 1 – Групи виробів 1–5; 6–10; 11–15; 16–20; 21–25;

Порядок 2 – Групи виробів 6–10; 11–15; 16–20; 21–25; 1–5.

Порядок 1 відповідає випадку розподілу спочатку виробів, виконуваних без обмежень за директивним строком. Порядок 2 застосовується, якщо більш важливими вважаються вироби, за якими повинен бути дотриманий директивний строк.

У нашому прикладі для узгодженого планування, відповідно до принципів, зазначених у загальній методології, застосовуємо: для групи виробів 1–5 – алгоритм розподілу 2, для інших груп виробів – алгоритм 3, які описані раніше в п. 2.6.2.

Розподіл груп виробів по агрегованих елементах відповідно до порядку 1 наведений в табл. Б.11 і в графічному виді (діаграма Гантта) – на рис. Б.19 (використані позначення показані на рис. Б.18), а відповідно до порядку 2 – у табл. Б.12 (тільки роботи, положення яких змінилося в порівнянні з порядком 1) і на рис. Б.20.

3.1.3 Під час розподілу агрегованих робіт на ресурси перевіряється, чи фактично спільні вершини об'єдналися у мережу критичних шляхів виробів. У нашому випадку всі спільні вершини, визначені технологією, об'єдналися при розподілі, зміни у мережі другого рівня агрегації не були потрібні.

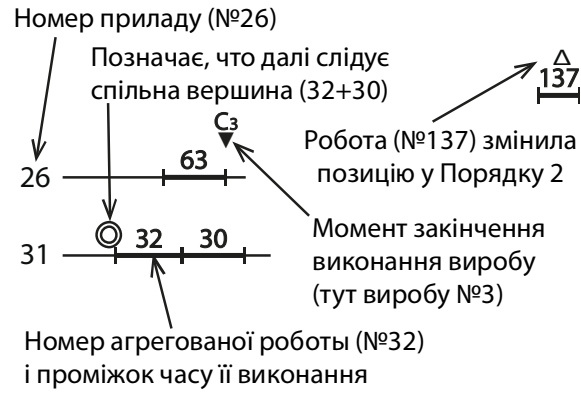


Рисунок Б.18 – Позначення, що прийняті в діаграмах

Таблиця Б.11 – Розподіл агрегованих робіт за елементами (порядок 1)

Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$	Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$
11	11	1	12	62	23	120	11	830	870
11	310	9	285	375	24	43	2	170	178
11	311	10	380	515	24	51	1	178	194
11	132	16	915	1000	24	215	10	280	380
11	142	23	1075	1105	24	231	13	755	830
11	143	24	1105	1120	24	318	14	860	910
11	430	25	1120	1150	24	328	17	980	1030
12	115	9	155	230	24	232	16	1030	1095
12	214	10	230	265	24	337	25	1150	1185
12	229	17	890	980	24	336	24	1185	1230
12	135	16	1010	1030	24	335	23	1230	1290
12	438	25	1225	1250	24	333	22	1290	1295
12	437	24	1260	1275	25	110	5	0	10
12	436	23	1290	1300	25	41	1	164	178
12	435	22	1300	1320	25	213	8	215	225
12	334	22	1365	1385	25	36	5	225	295
12	332	21	1385	1400	25	130	15	370	595
13	13	1	0	4	25	321	13	830	845
13	34	3	60	66	26	63	3	105	150
13	134	16	785	820	26	312	10	265	380
13	319	14	820	860	26	425	12	1020	1050

Продовження таблиці Б.11

Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$	Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$
13	219	11	870	900	26	140	21	1170	1260
13	144	25	1105	1120	31	32	2	72	120
14	14	1	0	10	31	30	1	120	164
14	113	7	145	215	31	523	18	440	515
14	38	7	300	380	31	525	20	515	565
14	515	10	590	610	31	524	19	565	600
14	126	14	620	740	31	317	12	840	855
14	522	16	1100	1120	31	230	12	855	900
15	111	5	0	40	31	316	11	900	910
15	35	3	60	72	32	46	4	67	72
15	21	1	72	80	32	44	3	72	90
15	116	10	210	230	32	234	18	220	265
15	131	15	430	595	32	235	19	265	285
15	320	14	790	860	32	236	20	285	295
15	136	17	870	890	32	47	5	295	365
16	18	4	0	15	32	411	6	365	380
16	62	1	194	218	32	412	7	380	390
16	117	10	250	280	32	39	8	420	450
16	128	15	535	595	32	423	14	860	910
16	613	16	1120	1220	33	413	9	375	435
16	238	22	1355	1365	33	417	10	610	815
17	19	5	0	30	33	421	13	845	875
17	61	1	194	216	33	422	14	910	1110
17	118	10	240	280	34	17	3	0	24
17	129	15	580	595	34	64	3	105	138
17	429	16	1155	1220	34	114	8	195	215
17	239	22	1270	1290	34	37	6	305	365
18	16	3	0	3	34	415	10	550	610
18	65	4	90	165	34	127	14	700	740
18	137	18	190	220	34	518	12	930	1050

Продовження таблиці Б.11

Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$	Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$
18	119	10	265	280	34	326	16	1095	1155
18	57	5	365	455	34	439	22	1405	1475
18	517	11	930	940	41	56	4	75	90
18	322	15	1025	1100	41	54	3	90	105
19	15	2	0	60	41	338	12	900	930
19	31	1	62	80	41	419	11	930	950
19	112	6	155	215	42	510	5	365	445
19	416	10	515	590	42	434	20	450	480
19	125	12	750	795	42	68	8	480	600
19	528	23	1300	1350	42	616	20	600	810
21	23	1	10	12	42	516	10	815	845
21	141	22	1220	1260	42	325	15	920	1100
21	237	21	1260	1365	42	521	14	1110	1200
22	25	3	36	60	43	58	5	365	395
22	24	2	60	72	43	614	18	640	850
22	329	18	305	350	43	323	15	1070	1100
22	330	19	350	360	44	59	5	365	415
22	331	20	360	380	44	615	19	745	780
22	511	6	380	440	44	220	14	780	860
22	512	7	440	450	44	69	10	900	920
22	513	8	450	480	44	324	15	1010	1100
22	222	14	740	790	44	519	14	1120	1200
22	221	12	795	840	51	53	2	178	202
22	426	15	1100	1250	51	433	19	410	455
23	27	4	15	45	51	67	7	455	550
23	28	5	45	225	51	72	8	600	830
23	138	19	245	255	51	233	16	1000	1030
23	139	20	255	275	51	431	17	1030	1110
23	212	7	275	290	52	71	4	165	285
23	211	6	290	305	52	432	18	395	440

Кінець таблиці Б.11

Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$	Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$
23	123	14	455	595	52	66	6	480	735
23	224	15	595	745	52	611	10	845	920
23	122	13	745	755	52	612	11	940	1150
23	121	12	755	830					

Таблиця Б.12 – Розподіл агрегованих робіт (порядок 2): змінені положення робіт

Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$	Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$
14	113	7	205	275	32	234	18	285	330
18	137	18	235	265	32	235	19	330	350
18	57	5	520	610	32	236	20	350	360
19	112	6	215	275	32	47	5	450	520
23	138	19	320	330	34	114	8	255	275
23	139	20	330	350	42	510	5	1200	1280
25	213	8	275	285	43	58	5	520	550
25	36	5	285	355	44	59	5	520	570

Перевірка сумісності технології: у нашому випадку роботи лише однієї групи (316, 317 і 230) фактично розподілилися на елемент послідовно. У випадку пари робіт 135 і 229 існує розрив 30 хвилин, який можна ліквідувати зрушенням роботи 135 на 30 хвилин до початку: $t_{\text{поч}} = 1010 - 30 = 980$. Для інших груп робіт (а саме: 221 і 222; 231 і 318; 120, 121, 122 і 123; 332, 334, 435, 436, 437 і 438) розриви між роботами, що виконуються не послідовно, ліквідувати складно (це вимагає перерозподілу частини агрегованих робіт, що може викликати появу нових невідповідностей отриманого розподілу вхідної технології). Тому вносяться зміни в агреговану мережу першого рівня агрегації (див. рис. Б.16) і вхідну мережу. Наприклад, частина агрегованої мережі першого рівня і вхідної мережі за групою виробів 21–25 на пристрої 12 змінюється так, як показано на рис. Б.7, в. Це не вимагає повторного розв'язання задачі, оскільки не змінюються критичні шляхи виробів.

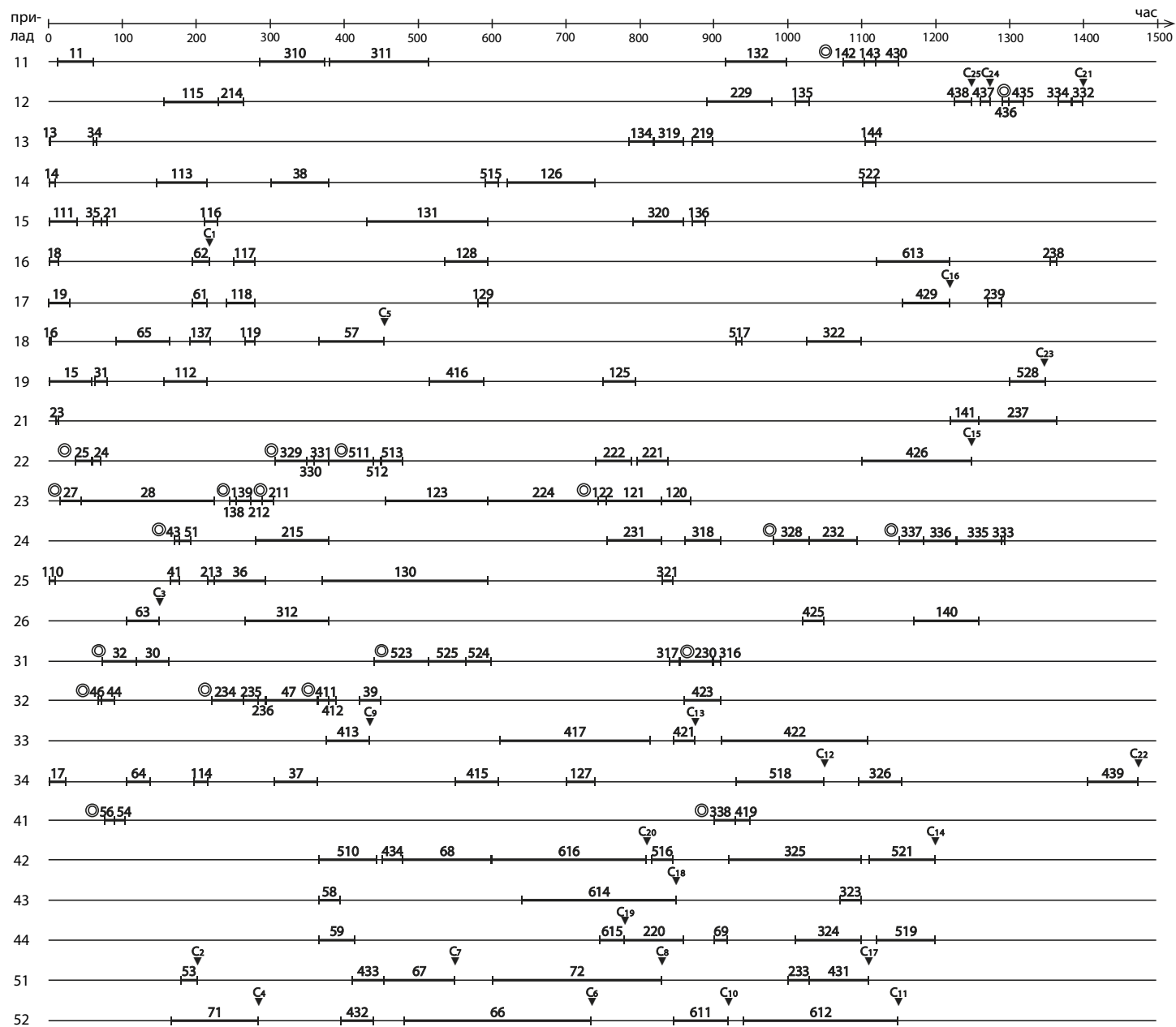


Рисунок Б.19 – Діаграма Гантта: розподіл агрегованих робіт за елементами (Порядок 1)

3.2 За результатами розподілу отримані моменти завершення виконання кінцевих робіт виробів (табл. Б.13, де j_{end} — номер кінцевої роботи виробу, що визначає момент його завершення; T_i — запізнення виробу відносно директивного строку), використовувані для розрахунків значення функціонала (Б.1).

Таблиця Б.13 – Моменти завершення виробів C_i

$\text{№}(i)$	j_{end}	C_i	d_i	Δ_i	T_i	$\text{№}(i)$	j_{end}	C_i	d_i	Δ_i	T_i
1	62	218			–	14	521	1200	1200	5	0
2	53	202			–	15	426	1250	1250	10	0
3	63	150			–	16	429	1220	1220		0
4	71	285			–	17	431	1110	1110		0
5	57 ¹⁾	455 ¹⁾			–	18	614	850	850	5	0
6	66	735	735	5	0	19	615	780	780	10	0
7	67	550	550	10	0	20	616	810	810	15	0
8	72	830	830	15	0	21	332	1400	1400		0
9	413	435	435		0	22	439	1475	1475		0
10	611	920	920		0	23	528	1350	1350		0
11	612	1150	1150	5	0	24	437	1275	1275		0
12	518	1050	1050	10	0	25	438	1250	1250		0
13	421	875	875	15	0						

Показники узгоджених планів у різних розрізах зведені в табл. Б.14. Сума тривалостей критичних шляхів по всіх виробах дорівнює 7523. У розрахунках значення функціонала за першою групою виробів встановлюємо значення планового періоду $T = 1300$ хвилин.

Погіршення показників за другим порядком розподілу відбулося через зайнятість ресурсів, у результаті чого деякі роботи довелося виконувати набагато пізніше, ніж це задано технологією.

¹⁾ При другому порядку розподілу кінцева робота 510 виконувалась останньою зі списку кінцевих робіт виробу 5, тому момент завершення виконання виробу 5 дорівнює $C_5 = C_{510} = 1280$.

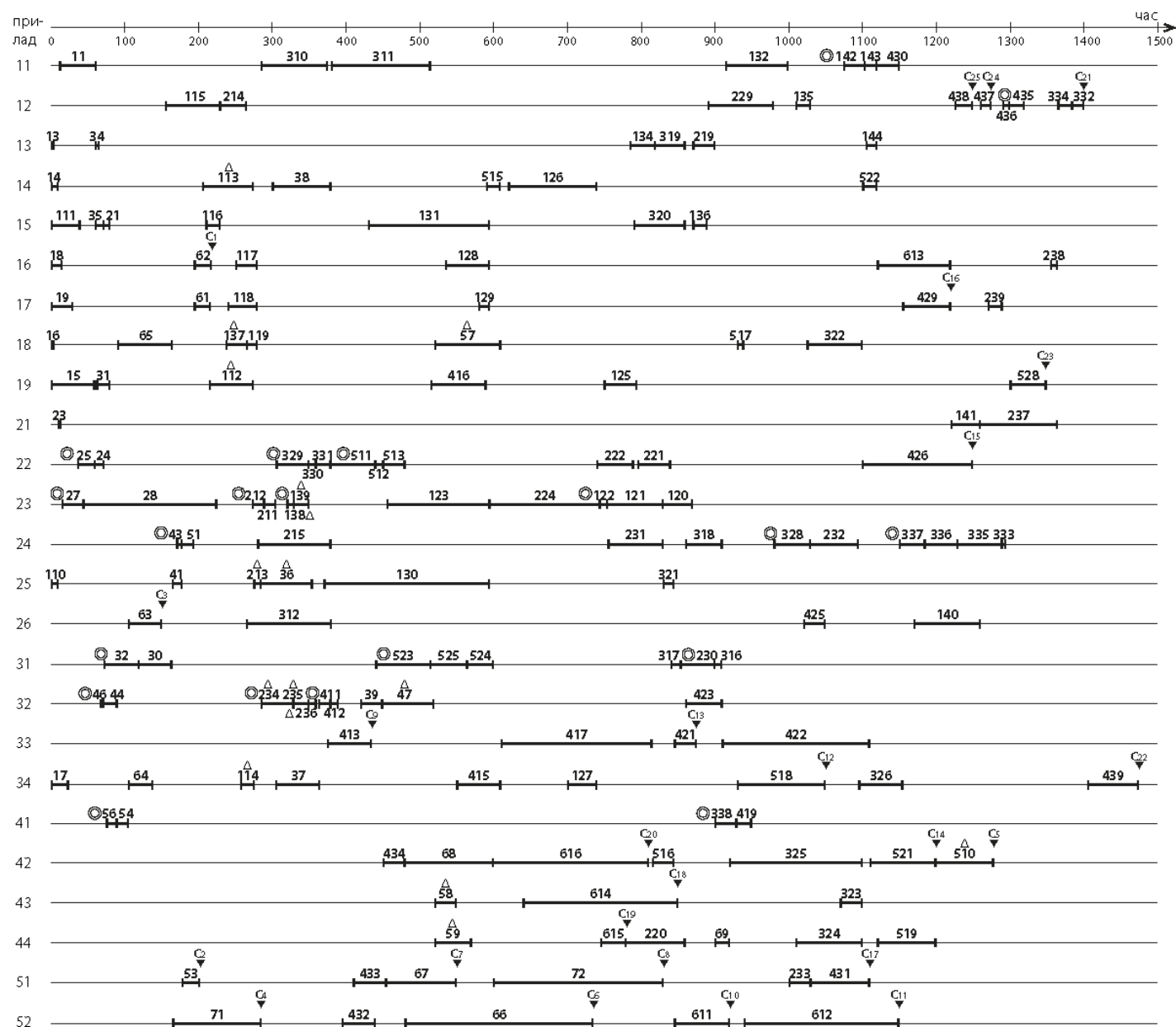


Рисунок Б.20 – Діаграма Гантта: розподіл агрегованих робіт за елементами (Порядок 2)

Таблиця Б.14 – Показники узгоджених планів

Показник	Порядок 1	Порядок 2
Значення функціоналу (Б.1), у. о.	21013	16888
Кількість виробів, закінчених точно в строк	20 ¹⁾	20 ¹⁾
Сумарний час проходження виробів у системі планування	9780	10230
Сумарна затримка виконання критичних шляхів, у тому числі: за групою виробів 1–5	2257	2707
за іншими виробами	132	957
	2125	1750
Сумарний простій ресурсів після початку виконання робіт	16831	16516

У нашому випадку, був досягнутий мінімальний очікуваний прибуток підприємства (20 000 умовних одиниць) тільки при першому порядку розподілу груп виробів – значення функціоналу (Б.1) склало $21\,013 > 20\,000$ у.о., – тому для передачі на наступний рівень планування вибирається узгоджений план виконання робіт за першим порядком призначення груп виробів.

Блок 4 – Побудова моделі третього рівня

У блоці 4 формується БЗКП, директивні строки C_i (або інтервали допустимого розв’язку) для кінцевих робіт виробів визначаються максимальним з моментів їх завершення, отриманих при узгодженому плануванні (див. табл. Б.13), розв’язок БЗКП визначає поопераційний план виконання робіт на вихідній мережі.

Як приклад по методу планування для синтетичного критерію побудуємо поопераційний план для випадку, коли мережа містить тільки вироби 1–5. Узгоджений план виконання агрегованих робіт з даної групи виробів (планування виконувалося за базовим критерієм 1) наведений у табл. Б.15.

Таблиця Б.15 – Розподіл по елементам агрегованих робіт групи виробів 1–5

Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$	Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$
11	11	1	12	62	24	43	2	170	178
13	13	1	0	4	24	51	1	178	194

¹⁾ У групі виробів 1–5 директивні строки не задавалися.

Кінець таблиці Б.15

Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$	Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$
13	34	3	60	66	25	110	5	0	10
14	14	1	0	10	25	41	1	164	178
15	111	5	0	40	25	36	5	225	295
15	35	3	60	72	26	63	3	105	150
15	21	1	72	80	31	32	2	72	120
16	18	4	0	15	31	30	1	120	164
16	62	1	194	218	32	46	4	67	72
17	19	5	0	30	32	44	3	72	90
17	61	1	194	216	32	47	5	295	365
18	16	3	0	3	34	17	3	0	24
18	65	4	90	165	34	64	3	105	138
18	57	5	365	455	41	56	4	75	90
19	15	2	0	60	41	54	3	90	105
19	31	1	62	80	42	510	5	365	445
21	23	1	10	12	43	58	5	365	395
22	25	3	36	60	44	59	5	365	415
22	24	2	60	72	51	53	2	178	202
23	27	4	15	45	52	71	4	165	285
23	28	5	45	225					

Оскільки всі спільні вершини цієї групи виробів об'єдналися при узгодженому плануванні, вхідна мережа не змінюється (див. рис. Б.14).

Виконуємо дезагрегацію агрегованих робіт: до узгодженого плану виконання агрегованих робіт додаємо роботи вхідної мережі, що раніше входили до складу агрегованих робіт, позначаючи їх як непризначені. Тривалості всіх робіт приводимо у відповідність із вхідною мережею. Використовуємо перший альтернативний метод одержання поопераційного плану, описаний у п. 2.8.2.

Результати розв'язання одноетапних задач календарного планування на елементах типу 3–5 показані на рис. Б.21 (для наочності масштаб часу різний на різних елементах).

У результаті розміщення непризначених робіт на пристроях і відповідних зрушень попередників одержуємо наступний *недопустимий* поопераційний план (табл. Б.16; роботи 15, 18 і 19 виконуються до початку планового періоду).

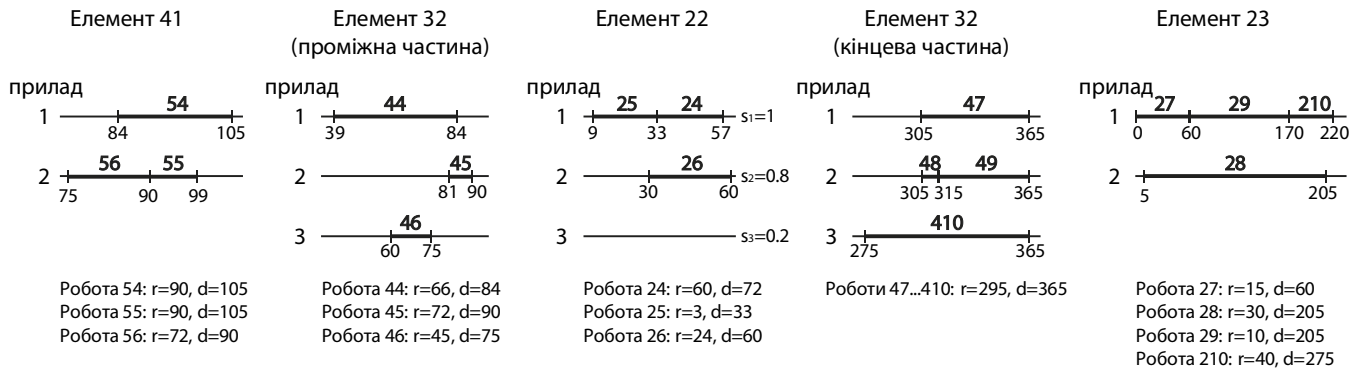


Рисунок Б.21 – Розв’язки одноетапних задач на елементах типу 3–5 (попередній етап)

Таблиця Б.16 – Попередній поопераційний план для групи виробів 1–5

Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$	Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$
11	11	1	12	14	24	43	2	170	178
11	12	1	14	22	24	51	1	178	190
11	22	1	22	26	24	52	1	190	194
11	33	1	26	62	25	110	5	0	10
13	13	1	0	4	25	41	1	164	178
13	34	3	33	39	25	36	5	205	275
14	14	1	0	10	26	63	3	105	150
15	111	5	0	40	31	32	2	72	120
15	35	3	60	72	31	30	1	120	134
15	21	1	72	80	31	42	1	134	164
16	18	4	-15	0	32	46	4	60	75
16	62	1	194	218	32	44	3	39	84
17	19	5	-25	5	32	45	3	81	90
17	61	1	194	216	32	47	5	305	365
18	16	3	0	3	32	48	5	305	315
18	65	4	90	165	32	49	5	315	365
18	57	5	365	455	32	410	5	275	365

Кінець таблиці Б.16

Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$	Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$
19	15	2	-27	33	34	17	3	0	24
19	31	1	62	80	34	64	3	105	138
21	23	1	10	12	41	54	3	84	105
22	25	3	9	33	41	56	4	75	90
22	26	3	30	60	41	55	3	90	99
22	24	2	33	57	42	510	5	365	445
23	27	4	0	60	43	58	5	365	395
23	28	5	5	205	44	59	5	365	415
23	29	5	60	170	51	53	2	178	202
23	210	5	205	255	52	71	4	165	285

Зрушення розкладу робіт, що починаються до початку планового періоду, до моменту часу 0, потрібно починати з робіт, що мають найбільше таке відхилення (у цьому випадку з роботи 15, потім 19 і 18). Наявні на елементах вільні резерви часу дозволяють іноді зрушити виконання робіт без порушення директивних строків виробів. Після відповідного зрушення одержуємо остаточний поопераційний план (табл. Б.17, рис. Б.22).

Таблиця Б.17 – Остаточний поопераційний план для групи виробів 1–5

Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$	Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$
11	11	1	12	14	24	43	2	170	178
11	12	1	14	22	24	51	1	178	190
11	22	1	22	26	24	52	1	190	194
11	33	1	26	62	25	110	5	0	10
13	13	1	0	4	25	41	1	164	178
13	34	3	60	66	25	36	5	230	300
14	14	1	0	10	26	63	3	132	177
15	111	5	0	40	31	32	2	84	132
15	35	3	60	72	31	30	1	132	146
15	21	1	72	80	31	42	1	146	176
16	18	4	0	15	32	46	4	75	90

Кінець таблиці Б.17

Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$	Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$
16	62	1	194	218	32	44	3	66	111
17	19	5	0	30	32	45	3	96	105
17	61	1	194	216	32	47	5	305	365
18	16	3	0	3	32	48	5	305	315
18	65	4	105	180	32	49	5	315	365
18	57	5	365	455	32	410	5	300	390
19	15	2	0	60	34	17	3	0	24
19	31	1	62	80	34	64	3	114	147
21	23	1	10	12	41	54	3	111	132
22	25	3	36	60	41	56	4	90	105
22	26	3	30	60	41	55	3	105	114
22	24	2	60	84	42	510	5	390	470
23	27	4	15	75	43	58	5	315	345
23	28	5	30	230	44	59	5	365	415
23	29	5	75	185	51	53	2	178	202
23	210	5	185	235	52	71	4	180	300

У цьому плані вироби 3, 4, 5 виконані з порушенням директивних строків: $C_3 = 177$ ($d_3 = 150$), $C_4 = 300$ ($d_4 = 285$), $C_5 = 470$ ($d_5 = 455$). Тому, якщо прибуток, одержуваний від виконання даного плану, не менше очікуваного мінімального, то необхідно перейти на блок прийняття рішень для узгодження нових директивних строків із замовником, а інакше використовувати п. 9 блоку прийняття рішень.

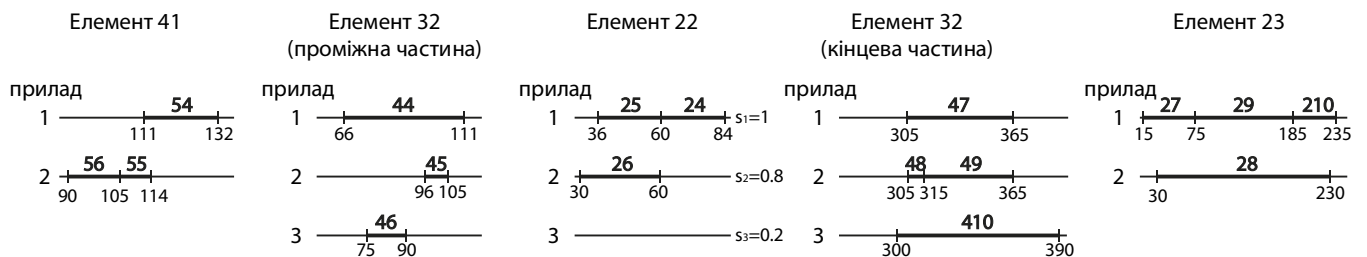


Рисунок Б.22 – Розв’язки одноетапних задач на елементах типу 3–5 (остаточний етап)

Блок 5 – Рівень оперативного планування.

Нехай поопераційний план, наведений вище, частково виконався, і на момент часу 180 робота 30 виконалася пізніше призначеного строку, а роботи 42, 51 і 28 затримуються (табл. Б.18; зірочками помічено передбачувані моменти завершення, тобто фактичний момент запуску плюс тривалість).

У цьому випадку стоїть задача уточнити моменти запуску $t_{\text{поч}}$ і завершення $t_{\text{кін}}$ робіт, починаючи з моменту корегування (180), таким чином, щоб максимізувався функціонал якості (критерій 3).

Таблиця Б.18 – Поопераційний план для групи виробів 1–5, що вимагає корегування

Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$	$t_{\text{ф}}$	Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$	$t_{\text{ф}}$
18	16	3	0	3	3	31	32	2	84	132	132
13	13	1	0	4	4	41	54	3	111	132	132
14	14	1	0	10	10	31	30	1	132	146	164
25	110	5	0	10	10	34	64	3	114	147	147
21	23	1	10	12	12	26	63	3	132	177	177
11	11	1	12	14	14	25	41	1	164	178	178
16	18	4	0	15	15	24	43	2	170	178	178
11	12	1	14	22	22	18	65	4	105	180	180
34	17	3	0	24	24	23	29	5	75	185	—
11	22	1	22	26	26	24	51	1	178	190*	—
17	19	5	0	30	30	31	42	1	164	194*	—
15	111	5	0	40	40	24	52	1	190	194	—
19	15	2	0	60	60	51	53	2	178	202	—
22	26	3	30	60	60	17	61	1	194	216	—
22	25	3	36	60	60	16	62	1	194	218	—
11	33	1	26	62	62	23	28	5	30	250*	—
13	34	3	60	66	66	23	210	5	185	235	—
15	35	3	60	72	72	52	71	4	180	300	—
23	27	4	15	75	75	25	36	5	230	300	—
19	31	1	62	80	80	32	48	5	305	315	—
15	21	1	72	80	80	43	58	5	315	345	—

Кінець таблиці Б.18

Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$	$t_{\text{ф}}$	Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$	$t_{\text{ф}}$
22	24	2	60	84	84	32	47	5	305	365	—
32	46	4	75	90	90	32	49	5	315	365	—
41	56	4	90	105	105	32	410	5	300	390	—
32	45	3	96	105	105	44	59	5	365	415	—
32	44	3	66	111	111	18	57	5	365	455	—
41	55	3	105	114	114	42	510	5	390	470	—

Розглянемо розв’язання даної задачі. У вхідній мережі відзначимо відповідно до табл. Б.18 сірим кольором виконані роботи ($t_{\text{ф}} \leq 180$), жирним чорним кольором – затримані роботи (рис. Б.23).

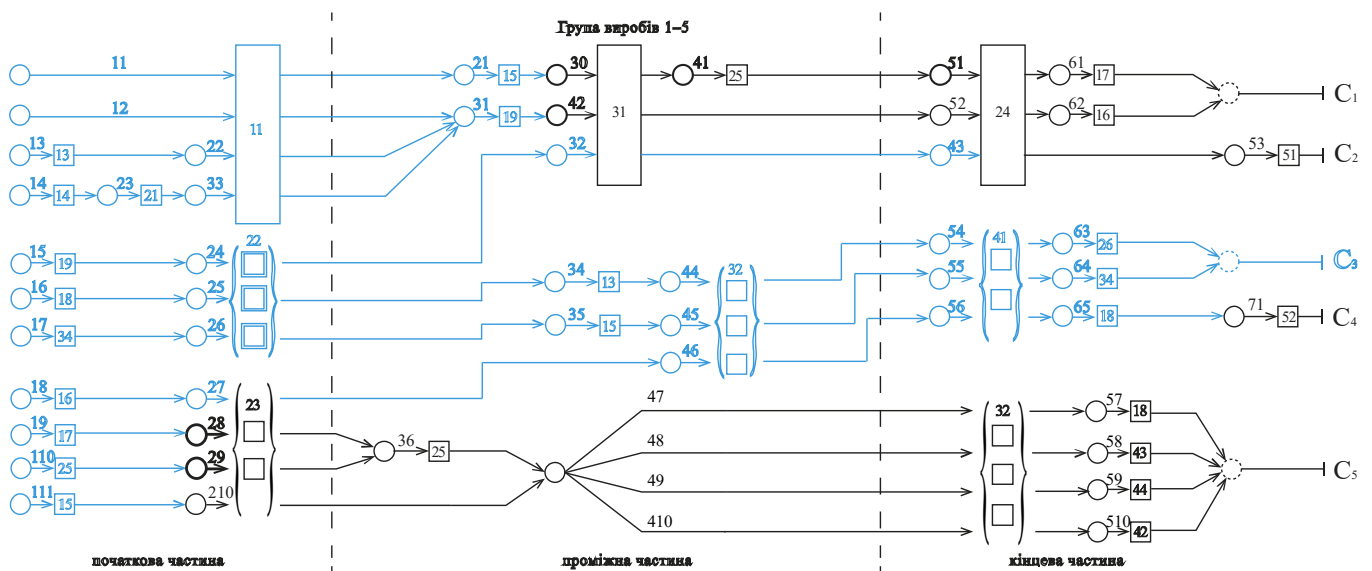


Рисунок Б.23 – Вхідна мережа для операційного планування на момент часу 180

Роботи 28, 29, 51, 53 на момент корегування ще виконуються. Робота 42 ще виконується через затримку, і передбачуваний момент її завершення дорівнює 194. Передбачуваний момент завершення роботи 28 дорівнює 250. Нехай на третьому рівні встановлені нові вагові коефіцієнти (штрафи за запізнення виробів відносно затверджених директивних строків): $\omega_1 = 2$, $\omega_2 = 4$, $\omega_3 = 6$, $\omega_4 = 8$, $\omega_5 = 10$.

Для розв’язання задачі слід побудувати план для невиконаних робіт з урахуванням моментів завершення вже виконаних робіт і передбачуваних моментів завершення робіт, що виконуються. Роботи 28, 29, 42, 51, 53, що виконуються, розбива-

ються на дві частини: виконану і фіктивну невиконану. Тому, для розв'язання задачі використовуємо часткову вхідну мережу (рис. Б.24).

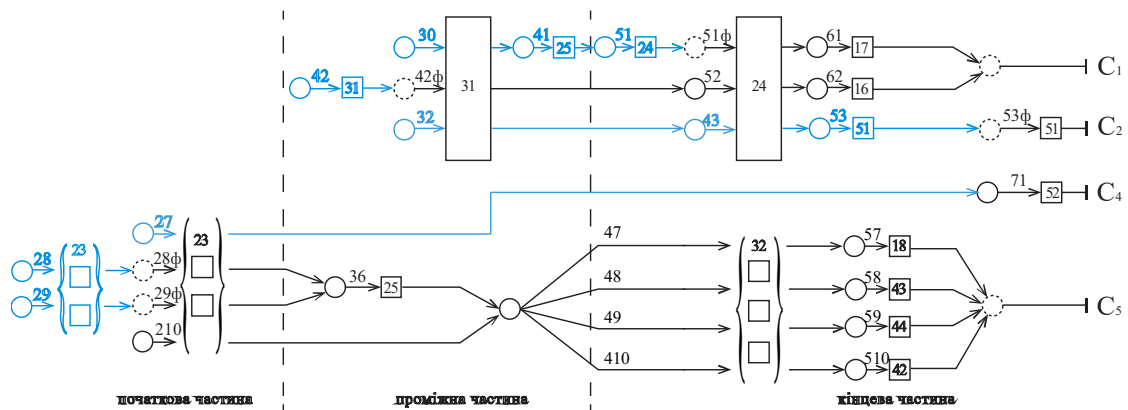


Рисунок Б.24 – Часткова вхідна мережа з робіт, що підлягають оперативній корекції

Тривалості фіктивних робіт за серією виробів визначаються за вхідним поопераційним планом (див. табл. Б.18): $l_{28ф} = 70$; $l_{29ф} = 5$; $l_{42ф} = 14$; $l_{51ф} = 10$; $l_{53ф} = 22$. Вхідні тривалості цих робіт для розрахунків агрегованих тривалостей визначаються діленням на число виробів у серії: $l_{28ф} = 70/10 = 7$; $l_{29ф} = 5/10 = 0,5$; $l_{42ф} = 14/2 = 7$; $l_{51ф} = 10/2 = 5$; $l_{53ф} = 22/4 = 5,5$.

При цьому виконані роботи 27, 28, 29, 30, 32, 41, 42, 43, 51, 53 не беруть участь у плануванні, а залишені в прикладі для ілюстрації розв'язання одноетапних задач календарного планування на третьому рівні.

На першому рівні одержуємо агреговану мережу, показану на рис. Б.25.

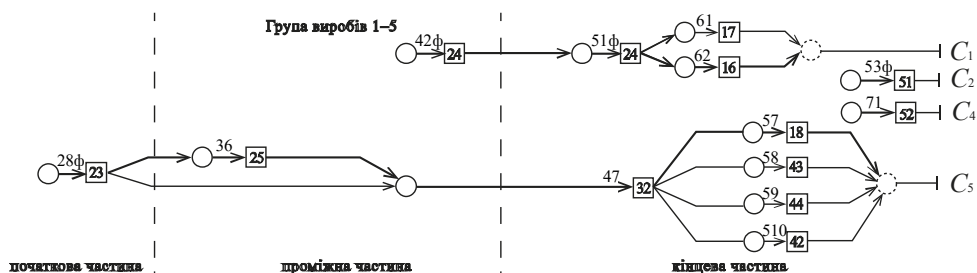


Рисунок Б.25 – Агрегована мережа для оперативної корекції

Тривалості агрегованих робіт збігаються з отриманими на першому рівні загальної моделі, крім наступних: $l_{28ф} = 6,25$ (за серією виробів 62,5), $l_{42ф} = 7$ (14); $l_{51ф} = 7$ (14); $l_{53ф} = 22/4 = 5,5$ (22). Граф критичних шляхів наведений на рис. Б.26.

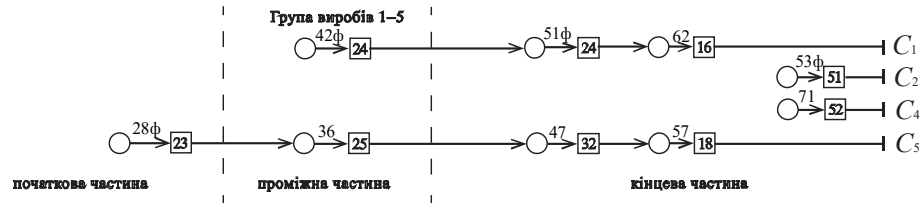


Рисунок Б.26 – Граф критичних шляхів виробів для оперативної корекції

У результаті першого рівня планування одержуємо розв'язання задачі МЗМ, записане в табл. Б.19.

На другому рівні в результаті узгодженого планування за алгоритмом 3 одержуємо частковий план виконання агрегованих робіт (використовуються директивні строки, затверджені на третьому рівні, а саме: $d_1 = 218$, $d_2 = 202$, $d_4 = 300$, $d_5 = 470$; роботи призначаються з кінця, починаючи з директивних строків виробів), наведений у табл. Б.20.

Таблиця Б.19 – Пріоритетно-упорядкована послідовність агрегованих робіт

i	ПМП	l_i	ω_i	C_i	f_i
53ф	1	22	4	22	88
71	2	120	8	142	1136
42ф	3	14		156	
51ф	3	14		170	
62	3	24	2	194	388
28ф	4	62.5		256, 5	
36	4	70		326, 5	
47	4	70		396, 5	
57	4	90	10	486, 5	4865
Функціонал: 6477					

Таблиця Б.20 – Розподіл невиконаних агрегованих робіт

Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$	Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$
24	53ф	2	180	202	25	36	5	242, 5	312, 5
52	71	4	180	300	32	47	5	312, 5	382, 5
31	42ф	1	180	194	18	57	5	382, 5	472, 5
24	51ф	1	194	208	43	58	5	382, 5	412, 5
17	61	1	208	230	44	59	5	382, 5	432, 5

Кінець таблиці Б.20

Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$	Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$
16	62	1	208	232	42	510	5	382, 5	462, 5
23	28ф	5	180	242, 5					

В узгодженому плані виконання агрегованих робіт порушені директивні строки виробів 1 і 5 ($C_1 = 232 > 218$, $C_5 = 472,5 > 470$). Але, зважаючи на те, що план в агрегованих показниках є наближеним, і можливо, що порушення директивних строків буде нівельовано методами точного планування, передаємо його на третій рівень.

Для розв'язання задачі на третьому рівні відповідно описаній вище модифікованій процедурі розбиваються на дві частини елементи, що містять як виконані або фіктивні роботи, що виконуються, так і невиконані роботи. Планування третього рівня, таким чином, здійснюється на мережі, показаної на рис. Б.27 (при цьому, виконані роботи, що зображені сірим кольором, виключаються з розгляду, а фіктивні роботи, що виконуються, не беруть участь в оптимізації, але моменти завершення їх виконання встановлюють обмеження на моменти запуску невиконаних робіт при розв'язанні одноетапних задач календарного планування на елементах).

На третьому рівні при розв'язанні одноетапної задачі на елементі 24 (тип 2) маємо наступну ситуацію: робота 51ф, що виконувалась, повинна закінчитися в момент 190. Однак робота 52 може початися не раніше моменту 194, тому що виконання її попередника було затримано. Одержуємо розрив у розкладі, чого на елементі типу 2 не повинно бути. Тому елемент 24 у вхідній мережі розіб'ємо на два аналогічні (рис. Б.28).

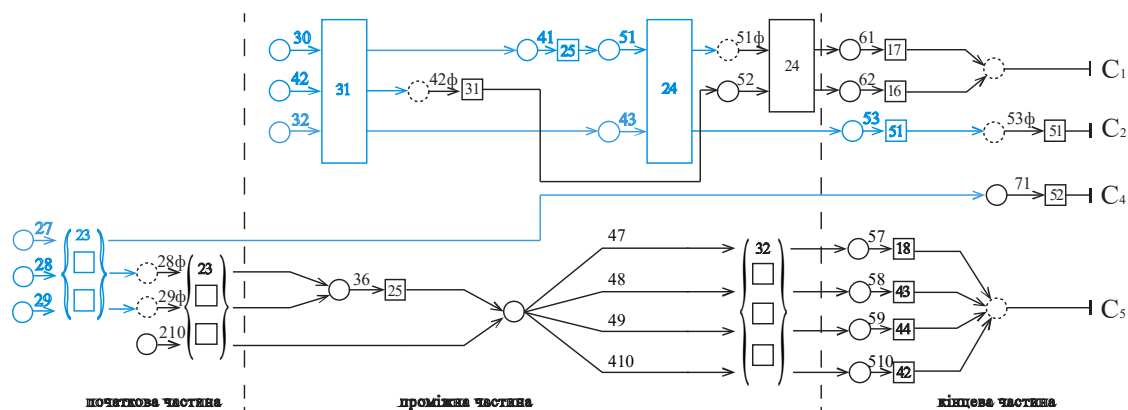


Рисунок Б.27 – Мережа, що використовується при оперативному плануванні на третьому рівні

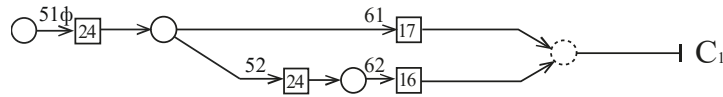


Рисунок Б.28 – Розбивка елемента 24 у результаті розв’язання одноетапної задачі

У підсумку, одержуємо частковий поопераційний план, наведений у табл. Б.21 і на рис. Б.29:

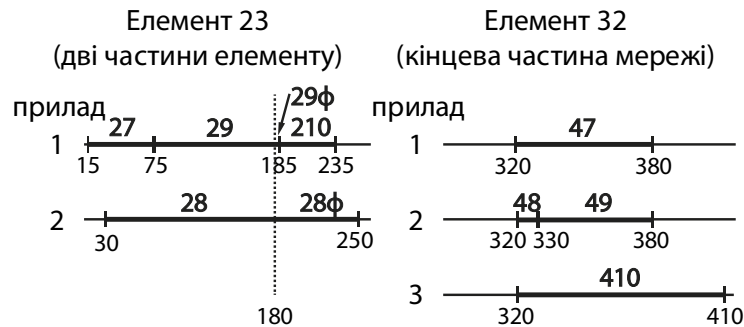


Рисунок Б.29 – Розв’язки одноетапних задач на елементах типу 3-5 (4-й рівень)

Жирним шрифтом відзначені моменти завершення кінцевих робіт виробів. Таким чином, момент завершення виконання виробу 5 збільшився на 20 і рівний 490. Директивний строк по виробу 5 порушений. Рішення експертів – збільшити число пристроїв на елементі 32 до чотирьох, що дає можливість використовувати для роботи 410 розбивку на партії: виріб 5 виготовляється в кількості 10 шт., тому роботу 410 можна розбити на число партій, що є дільником десяти. Розіб’ємо її на 2 партії із тривалістю 45, при цьому можна по одній партії розмістити на пристроях 3 і 4 елемента 32. Одержуємо розклад робіт на елементі 32, показаний на рис. Б.30.

Таблиця Б.21 – Поопераційний план для невиконаних робіт

Елемент	Робота	l_i	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$	Елемент	Робота	l_i	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$
23	29ф	5	5	180	185	25	36	70	5	250	320
24	51ф	10	1	180	190	32	48	10	5	320	330
31	42ф	14	1	180	194	43	58	30	5	330	360
24	52	4	1	194	198	32	47	60	5	320	380
51	53ф	22	2	180	202	32	49	50	5	330	380
17	61	22	1	190	212	32	410	90	5	320	410
16	62	24	1	198	222	44	59	50	5	380	430
23	28ф	70	5	180	250	18	57	90	5	380	470
23	210	50	5	185	235	42	510	80	5	410	490
52	71	120	4	180	300						



Рисунок Б.30 – Розв’язок одноетапної задачі з розбивкою роботи 410 на дві партії

У цьому випадку робота 410 закінчується в момент 365, а її наступник – робота 510 – у момент 445, що менше $d_5 = 470$.

Аналогічно, в отриманому поопераційному плані порушений директивний строк по виробу 1 ($d_1 = 218$, $C_1 = C_{62} = 222$). Зменшення функціонала (сумарного прибутку) для такого плану складе всього 8 з 21 013 у.о. Однак, оскільки потрібно виконати план у заданий строк, можна розбити роботу 62 на дві партії, а елемент 16 перетворити в елемент типу 2 із двома пристроями, у результаті одержуємо тривалість роботи 62, рівну 12, і момент її завершення 210.

Повний відкоригований поопераційний план наведений у табл. Б.22.

Таблиця Б.22 – Відкоригований поопераційний план для групи виробів 1–5

Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$	$t_{\text{ф}}$	Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$	$t_{\text{ф}}$
18	16	3	0	3	3	31	32	2	84	132	132
13	13	1	0	4	4	41	54	3	111	132	132
14	14	1	0	10	10	31	30	1	132	164	164
25	110	5	0	10	10	26	63	3	132	177	177
21	23	1	10	12	12	25	41	1	164	178	178
11	11	1	12	14	14	24	43	2	170	178	178
16	18	4	0	15	15	18	65	4	105	180	180
11	12	1	14	22	22	23	29	5	75	185	—
34	17	3	0	24	24	24	51	1	178	190	—
11	22	1	22	26	26	31	42	1	164	194	—
17	19	5	0	30	30	24	52	1	194	198	—
15	111	5	0	40	40	51	53	2	178	202	—

Кінець таблиці Б.22

Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$	$t_{\text{ф}}$	Елемент	Робота	Виріб	$t_{\text{поч}}$	$t_{\text{кін}}$	$t_{\text{ф}}$
19	15	2	0	60	60	16	62	1	198	210	—
22	25	3	36	60	60	17	61	1	190	212	—
22	26	3	30	60	60	23	210	5	185	235	—
11	33	1	26	62	62	23	28	5	30	250	—
13	34	3	60	66	66	52	71	4	180	300	—
15	35	3	60	72	72	25	36	5	250	320	—
23	27	4	15	75	75	32	48	5	320	330	—
15	21	1	72	80	80	43	58	5	330	360	—
19	31	1	62	80	80	32	410	5	320	365	—
22	24	2	60	84	84	32	47	5	320	380	—
32	46	4	75	90	90	32	49	5	330	380	—
32	45	3	96	105	105	44	59	5	380	430	—
41	56	4	90	105	105	42	510	5	365	445	—
32	44	3	66	111	111	18	57	5	380	470	—
41	55	3	105	114	114						

ДОДАТОК В СТАТИСТИЧНІ ДОСЛІДЖЕННЯ ТА ПРИКЛАДИ РОЗВ'ЯЗАННЯ ЗАДАЧ

Зміст додатку В наводиться за [82, 157].

У п. В.1 статистично обґрунтовується ефективність застосування ТМП для планування довільних об'єктів з МПТП з оптимізацією за одним з наведених вище п'яти критеріїв. Показана ефективність як ПДС-алгоритму, так і наближеного алгоритму розв'язання задачі МЗМН [179]. Наближений алгоритм дозволяє розв'язувати реальні практичні задачі великої розмірності (перевірялися розмірності до 10000 робіт). Розв'язки, отримані наближеним алгоритмом, збіглися з отриманими точним ПДС-алгоритмом розв'язання задачі МЗМ [179] в 98.47 % випадків. Таким чином, запропонований в [179] поліноміальний алгоритм розв'язання задачі МЗМН, в силу наявності ваг тільки на кінцевих вершинах графа передування робіт, дає статистично значимо точний розв'язок і пропонується для використання при розв'язанні задачі для довільних об'єктів з МПТП. У п. В.2 наведено приклад розв'язання задачі МЗМН, у п. В.3 – таблиці до статистичних досліджень системи УІС КОП.

В.1 Дослідження ефективності алгоритмів розв'язання задачі МЗМН

Постановка задачі МЗМН наведена в п. 2.3.2.2. Точний та поліноміальний наближений алгоритми розв'язання задачі МЗМ див. [179].

Для вивчення ефективності алгоритмів розв'язання задачі МЗМН були створені два генератора індивідуальних задач. Першим створювались довільні графи передування робіт із заданою повнотою $g = e/(n(n-1)/2) \times 100\%$, де e – кількість зв'язків в графі, n – кількість вершин. Графи створювались з урахуванням необхідного відсотка k кількості кінцевих (навантажених вагою) вершин. Другий генератор видавав ваги кінцевих вершин і тривалості всіх робіт. Параметри задавалися в таких діапазонах:

$$n = [500, 750, 1000, 3000, 5000, 10000];$$

$$g = [2, 5, 7, 10, 15, 25, 50, 75, 90, 95];$$

$$k = [5, 10, 20, 30, 40, 50];$$

$$\omega_j \in [0, 10] \text{ (з рівномірним розподілом);}$$

$$l_j \in [0, 100] \text{ (з рівномірним розподілом).}$$

Було згенеровано 20 індивідуальних задач для кожної розмірності i і значень параметрів g і k . Всі 7200 згенерованих задач розв'язувалися як точним ПДС-алгоритмом, так і наближеним алгоритмом [179] на комп'ютері з частотою процесора 1 ГГц. Потім дані усереднювалися для всіх значень параметра k . Результати розв'язання зведені у табл. В.1–В.4. В середньому за всіма випробуваннями, розв'язки, отримані наближеним алгоритмом, збіглися з отриманими точним ПДС-алгоритмом розв'язання задачі МЗМ [179] в 98.47 % випадків.

Таблиця В.1 – Середній час розв'язання задачі точним ПДС-алгоритмом (сек.)

$g \backslash n$	500	750	1000	3000	5000	10000
2	0.732	2.677	6.723	226.110	1159.41	10654.5
5	0.518	1.896	4.760	160.087	820.863	7543.40
7	0.463	1.693	4.250	142.955	733.018	6736.13
10	0.387	1.417	3.558	119.684	613.692	5639.57
15	0.294	1.077	2.703	90.910	466.152	4283.74
25	0.201	0.734	1.844	62.020	318.018	2922.45
50	0.117	0.428	1.076	36.176	185.497	1704.64
75	0.076	0.277	0.694	23.353	119.746	1100.42
90	0.081	0.298	0.747	25.125	128.831	1183.91
95	0.030	0.110	0.277	9.305	47.712	438.45

Таблиця В.2 – Середній час розв'язання задачі наближеним алгоритмом (сек.)

$g \backslash n$	500	750	1000	3000	5000	10000
2	0.075	0.273	0.686	23.086	118.38	1087.83
5	0.055	0.200	0.501	16.850	86.401	793.991
7	0.050	0.182	0.456	15.348	78.699	723.208
10	0.043	0.157	0.393	13.228	67.829	623.316
15	0.034	0.125	0.313	10.528	53.983	496.085
25	0.025	0.093	0.233	7.840	40.198	369.405
50	0.018	0.066	0.165	5.538	28.394	260.933
75	0.014	0.050	0.125	4.203	21.550	198.037
90	0.016	0.058	0.147	4.929	25.276	232.278
95	0.006	0.022	0.056	1.876	9.620	88.401

Таблиця В.3 – Відсоток наближених розв’язків, які збігаються з точним

$g \backslash n$	500	750	1000	3000	5000	10000
2	100.0	100.0	100.0	100.0	100.0	100.0
5	100.0	100.0	100.0	100.0	100.0	99.2
7	100.0	100.0	100.0	99.2	99.2	99.2
10	100.0	99.2	100.0	100.0	99.2	99.2
15	99.2	99.2	98.3	99.2	98.3	98.3
25	99.2	98.3	99.2	98.3	98.3	98.3
50	98.3	97.5	98.3	98.3	97.5	97.5
75	98.3	98.3	97.5	97.5	97.5	96.7
90	97.5	96.7	96.7	97.5	96.7	96.7
95	96.7	95.8	95.8	95.8	95.8	95.0

Таблиця В.4 – Середній відсоток відхилення наближених розв’язків від оптимуму

$g \backslash n$	500	750	1000	3000	5000	10000
2	—	—	—	—	—	—
5	—	—	—	—	—	0.56
7	—	—	—	0.79	0.80	0.83
10	—	0.59	—	—	1.04	0.92
15	0.71	0.81	1.68	0.80	1.65	1.25
25	0.78	1.60	0.93	1.59	1.52	1.63
50	1.30	2.41	1.83	1.71	2.49	2.57
75	1.57	1.70	2.45	2.58	2.53	3.45
90	2.33	3.19	3.35	2.51	3.32	3.48
95	3.10	3.87	3.97	3.70	4.35	4.94

Для ілюстрації залежності від параметру k у табл. В.5 наведено середній час розв’язання задач ПДС-алгоритмом для розмірності 500.

Таблиця В.5 – Залежність часу розв’язання ПДС-алгоритмом (мс) від параметра k при $n = 500$

$g \backslash k$	5	10	20	30	40	50
2	304.216	350.791	563.722	791.327	1140.63	1238.54
5	57.960	132.291	313.470	583.533	929.815	1090.51
7	44.850	102.424	273.629	486.206	917.665	950.243
10	34.107	87.600	219.364	405.449	818.008	758.752
15	28.020	68.996	175.420	299.893	546.218	646.184
25	21.349	60.836	141.692	224.383	344.195	411.478
50	17.429	40.751	91.327	140.863	171.903	239.971
75	15.904	30.889	66.413	96.053	124.591	119.478
90	13.203	27.871	55.428	228.646	—	—
95	12.422	24.632	53.258	—	—	—

Таким чином:

- 1) Наближений алгоритм дозволяє розв’язувати реальні практичні задачі великої розмірності;
- 2) У порівнянні з ПДС-алгоритмом для загального випадку задачі МЗМ час розв’язання на порядок менше;
- 3) При збільшенні коефіцієнта заповнювання графа час розв’язання зменшується, але зменшується і точність розв’язання наближеним алгоритмом;
- 4) Середній відсоток відхилення розв’язку, отриманого наближеним алгоритмом, від оптимального, становить 1.49%.
- 5) Умови поліноміальної складової ПДС-алгоритму не виконуються в середньому для 1.53% від загальної кількості завдань;
- 6) При збільшенні відсотка кількості кінцевих вершин час розв’язання зростає за законом, близьким до лінійного.

В.2 Приклад розв’язання задачі МЗМН

Розглянемо граф критичних шляхів трьох виробів (рис. В.1).

Початкова допустима послідовність виконання завдань наведена в табл. В.6 (n – номер вершини в графі критичних шляхів виробів).

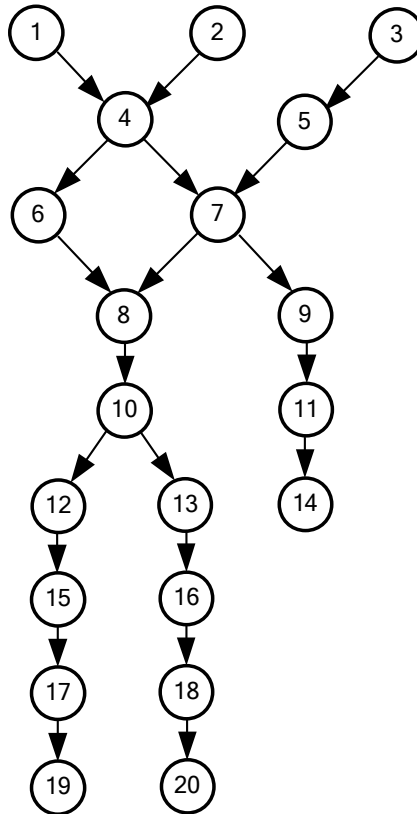


Рисунок В.1 – Граф критичних шляхів виробів

Точний ПДС-алгоритм розв’язання задачі заснований на перестановках наступних структур: ланцюжок, елементарна конструкція, конструкції K_1 і K_2 [179], які будуються в процесі розв’язання задачі на основі завдань, що мають вагу. Ці структури переносяться на більш ранні позиції в поточній послідовності відповідно до їх пріоритетів. Інтервал їх перенесення, а також комбінаторика їх побудови в процесі розв’язання задачі визначається спільними вершинами на графі зв’язності, які пов’язані відносинами порядку з розглянутими структурами. Очевидно, що чим менша кількість спільних вершин, тим менша трудомісткість виконання алгоритму. На завданнях з нульовою вагою вищевказані структури для перестановок не утворюються. Таким чином, трудомісткість розв’язання задачі визначається кількістю вершин, навантажених вагою і кількістю спільних вершин.

Результат розв’язання задачі точним алгоритмом [179] – пріоритетно-упорядкована послідовність виконання агрегованих робіт з розбивкою на ПМП – показана в табл. В.7. Результат розв’язання задачі наближеним алгоритмом [179] співпадає з отриманим точним алгоритмом.

Таблиця В.6 – Початкова допустима послідовність для розв’язання задачі МЗМН

n	ω_i	l_i	Спільна?	C_i
1	0	12	Ні	12
2	0	14	Ні	26
4	0	15	Так	41
3	0	11	Ні	52
5	0	14	Ні	66
7	0	32	Так	98
6	0	22	Ні	120
8	0	25	Так	145
10	0	19	Так	164
13	0	7	Ні	171
16	0	21	Ні	192
18	0	18	Ні	210
20	30	18	Ні	228
9	0	28	Ні	256
11	0	16	Ні	272
14	20	8	Ні	280
12	0	6	Ні	286
15	0	19	Ні	305
17	0	16	Ні	321
19	10	17	Ні	338

Оптимальне значення функціоналу дорівнює 14780.

В результаті виконання ПДС-алгоритму не виконувалися процедури, пов’язані з перебором різних варіантів конструкцій.

Наближений алгоритм [179] заснований на алгоритмі для послідовно-паралельного графа [179]. На відміну від точного алгоритму, в ньому свідомо виключений перебір різних варіантів побудови конструкцій. Розв’язки, отримані обома алгоритмами, збіглися, так як в процесі розв’язання умови для створення конструкцій та їх перебору не виконались.

Інші приклади розв’язання задачі МЗМН наведені у додатку Б.

В.3 Статистичні дослідження системи УІС КОП (таблиці)

У наведених нижче таблицях наведено значення таких показників:

Ч1 – Найбільший час розв’язання задачі (отримання поопераційного плану) нашим методом у секундах.

Таблиця В.7 – Оптимальна послідовність, отримана точним алгоритмом

n	ω_i	l_i	Спільна?	C_i	f_i
1	0	12	Ні	12	
2	0	14	Ні	26	
4	0	15	Так	41	
3	0	11	Ні	52	
5	0	14	Ні	66	
7	0	32	Так	98	
9	0	28	Ні	126	
11	0	16	Ні	142	
14	20	8	Ні	150	3000
6	0	22	Ні	172	
8	0	25	Так	197	
10	0	19	Так	216	
13	0	7	Ні	223	
16	0	21	Ні	244	
18	0	18	Ні	262	
20	30	18	Ні	280	8400
12	0	6	Ні	286	
15	0	19	Ні	305	
17	0	16	Ні	321	
19	10	17	Ні	338	3380

Ч2 – Найменший час розв'язання задачі (отримання поопераційного плану) нашим методом у секундах.

Ч3 – Середній (за всіма 125 прикладами) час розв'язання задачі (отримання поопераційного плану) нашим методом у секундах.

Ч4 – Найбільший час розв'язання задачі (отримання поопераційного плану) «універсальним» методом у секундах.

Ч5 – Найменший час розв'язання задачі (отримання поопераційного плану) «універсальним» методом у секундах.

Ч6 – Середній (за всіма 125 прикладами) час розв'язання задачі (отримання поопераційного плану) «універсальним» методом у секундах.

В1 – Найбільше відхилення значення функціоналу у поопераційному плані, отриманому за «універсальним» методом, від нашого, у відсотках від значення функціоналу за нашим методом («+»: універсальний метод дав більше значення, «-»: менше значення).

В2 – Найменше відхилення значення функціоналу у поопераційному плані, отриманому за «універсальним» методом, від нашого, у відсотках від значення функ-

ціоналу за нашим методом («+»: універсальний метод дав більше значення, «-»: менше значення).

В3 – Середнє (за всіма 125 прикладами) відхилення значення функціоналу у поопераційному плані, отриманому за «універсальним» методом, від нашого, у відсотках від значення функціоналу за нашим методом («+»: універсальний метод дав більше значення, «-»: менше значення).

Таблиця В.8 – Порівняння нашого та «універсального» методу розв’язання задачі планування для базового критерію 1

<i>n</i>	Ч1	Ч2	Ч3	Ч4	Ч5	Ч6	В1	В2	В3
100	0.29	0.10	0.15	0.25	0.08	0.10	+12.5	+8.4	+10.6
200	0.64	0.22	0.33	0.55	0.17	0.22	+13.0	+8.8	+9.8
500	2.57	0.88	1.28	2.17	0.66	0.86	+12.1	+9.5	+10.5
1000	7.19	2.47	3.48	5.79	1.74	2.26	+13.7	+11.4	+12.2
5000	129.43	44.71	61.09	97.45	29.07	37.26	+15.1	+8.9	+12.8
10000	482.36	167.44	222.16	333.52	98.71	125.05	+14.9	+11.8	+12.6

Таблиця В.9 – Порівняння нашого та «універсального» методу розв’язання задачі планування для базового критерію 2

<i>n</i>	Ч1	Ч2	Ч3	Ч4	Ч5	Ч6	В1	В2	В3
100	0.84	0.30	0.48	0.74	0.23	0.46	+12.1	+9.2	+10.5
200	1.84	0.66	1.02	1.60	0.51	0.99	+13.0	+8.6	+11.0
500	7.67	2.77	4.14	6.38	1.99	3.85	+12.9	+7.5	+10.6
1000	21.05	7.65	11.10	16.38	5.09	9.70	+13.5	+6.8	+10.8
5000	392.87	143.44	202.15	280.71	86.49	163.00	+16.0	+7.0	+12.4
10000	1401.23	514.06	703.52	982.52	300.37	559.47	+19.7	+7.6	+14.9

Таблиця В.10 – Порівняння нашого та «універсального» методу розв’язання задачі планування для базового критерію 3

<i>n</i>	Ч1	Ч2	Ч3	Ч4	Ч5	Ч6	В1	В2	В3
100	1.45	0.57	0.93	1.28	0.43	0.82	+14.7	+8.7	+10.2
200	3.19	1.26	2.00	2.82	0.94	1.77	+13.8	+8.4	+9.8
500	13.07	5.19	7.98	10.80	3.57	6.66	+13.5	+8.4	+9.7
1000	37.22	14.84	22.18	28.25	9.27	17.07	+13.8	+8.8	+10.1
5000	664.71	266.40	386.49	495.16	161.25	293.35	+14.8	+9.7	+11.0
10000	2408.46	969.93	1366.48	1710.35	552.66	993.65	+15.9	+10.7	+12.0

Таблиця В.11 – Порівняння нашого та «універсального» методу розв’язання задачі планування для базового критерію 4

<i>n</i>	Ч1	Ч2	Ч3	Ч4	Ч5	Ч6	В1	В2	В3
100	0.55	0.21	0.38	0.51	0.17	0.31	+15.1	+9.5	+11.3
200	1.17	0.45	0.79	1.08	0.36	0.65	+13.5	+8.5	+9.9
500	4.96	1.91	3.26	4.23	1.39	2.47	+13.8	+8.6	+10.0
1000	13.51	5.23	8.67	11.30	3.68	6.48	+14.9	+9.1	+10.5
5000	245.16	95.43	153.56	195.49	63.17	109.89	+16.1	+9.8	+11.1
10000	913.55	357.34	558.35	681.47	218.50	375.65	+16.0	+9.7	+10.9

Таблиця В.12 – Порівняння нашого та «універсального» методу розв’язання задачі планування для базового критерію 5

<i>n</i>	Ч1	Ч2	Ч3	Ч4	Ч5	Ч6	В1	В2	В3
100	0.78	0.37	0.55	0.77	0.25	0.44	+14.6	+8.3	+10.7
200	1.68	0.80	1.16	1.66	0.54	0.93	+14.2	+8.0	+10.5
500	6.85	3.28	4.60	6.64	2.12	3.65	+14.7	+8.2	+10.9
1000	18.96	9.13	12.42	17.53	5.56	9.45	+15.5	+8.5	+11.6
5000	353.85	171.13	226.20	306.00	96.31	161.71	+16.7	+9.1	+12.6
10000	1295.59	629.61	808.13	1028.88	321.32	533.18	+16.0	+8.6	+12.1

ДОДАТОК Г ПРОЕКТУВАННЯ ТА РОЗРОБКА ІНФОРМАЦІЙНОЇ ТЕХНОЛОГІЇ

Г.1 Опис варіантів використання

Проектування та опис універсальної ієрархічної системи календарного та оперативного планування виробництв дрібносерійного типу виконувався з використанням уніфікованої мови моделювання UML (Unified Modeling Language). Він являє собою мову для визначення, представлення, проектування і документування програмних, організаційно-економічних, технічних та інших систем різної природи. Ця мова опису систем підтримується і розбудовується консорціумом стандартизації технологій OMG [161].

Для демонстрації взаємодії між варіантами використання та діючими особами, відображення функціональних вимог до системи з погляду користувача використовуються діаграми варіантів використання (use case diagram). Варіант використання описує типова взаємодія між користувачем і системою та відображає представлення про поведінку системи з погляду користувача.

На діаграмі використання зображуються актори, які являють собою будь-яку зовнішню сутність відносно системи, що моделюється. Актори взаємодіють із системою та використовують її функціональні можливості для досягнення певних цілей. У цьому випадку для універсальної ієрархічної системи КОП виробництв дрібносерійного типу можна виділити наступних акторів: планувальник-оператор; особа, що приймає рішення (ОПР); експерт; ERP-система. При цьому можна розглядати акторів як певні ролі відносно системи. Усі ролі (крім ERP-системи) можуть виконувати як різні люди, що беруть участь у плануванні, так і одна людина. Вони лише функціонально розділяють усі варіанти використання на певні групи (рис. 4.1).

У цьому випадку планувальник-оператор виконує введення та корегування вхідних даних, запускає процес формування графіків виконання робіт на пристроях, переглядає отримані поопераційні плани, складає необхідну звітність. Запуск процесу формування графіків виконання робіт включає виконання алгоритмів ЧМ КОП, що складається з блоків агрегації робіт і ресурсів (побудови агрегованої моделі), узгодженого планування, точного планування, оперативного планування (корегування поопераційного плану у випадку його часткового невиконання).

ERP-система хоча й не припускає участь людини, але відносно описуваної системи планування є зовнішнім актором. Універсальна ієрархічна система КОП може входити до складу ERP-систем як окреме виділене ПЗ для управління виробництвом (таким програмним забезпеченням звичайно є системи типу APS і MES). Тому ERP-систему в рамках опису варіантів використання можна розглядати як зовнішнього актора. Ця система може передавати сформований список замовлень із зазначеними директивними строками, списком робіт із взаємозалежностями між ними, інформацію про доступні ресурси, їх типі та кількості. Також ERP-система може використовуватися як спеціалізована система підтримки прийняття рішень у випадках, коли необхідне корегування портфеля замовлень і т. п.

У якості особи, що приймає рішення, може виступати менеджер, фахівець із планування, котрий, якщо буде потреба, погоджує із замовником зміни в портфелі замовлень. На етапі узгодженого планування, у випадку одержання недопустимих планів, ОПР вибирає найкращий узгоджений план (що може включати прийняття рішень у випадках недопустимого плану). На етапі оперативного планування у випадку часткового невиконання поопераційного плану виконується його корегування. Для одержання інформації та прийняття рішень у цих випадках можуть використовуватися спеціалізовані системи. Саме на четвертому рівні (оперативне планування) відбувається взаємодія з такими системами. На діаграмі вона показана як ERP-система (яка може включати підсистему підтримки прийняття рішень). У випадку неможливості одержати допустимий план ОПР вносить зміни в список замовлень, що включає узгодження із замовником портфеля замовлень (наприклад, зміна директивних строків виробів, зміна кількості виробів, що виготовляються).

Окремим актором у системі є експерт. Його задача полягає в налаштуванні роботи системи для покращення якості планування на реальних об'єктах, враховуючи особливості замовлень, що поступають, устаткування, специфіку конкретного підприємства. Експерт на підставі аналізу журналів розв'язання задач, перегляду статистики за вирішеними задачами змінює коефіцієнти (наприклад, Δ_{CB}), правила застосування алгоритмів (наприклад, правила об'єднання спільних вершин) та ін.

Г.2 Опис життєвого циклу і діяльності

Для опису життєвого циклу ПЗ розглянемо процес розв'язання задачі за допомогою розробленої інформаційної системи. Діаграма діяльності у відповідності зі стандартом UML, що демонструє процес розв'язання БЗКП, зображена на рис. Г.1. Безпосередньо в процесі розв'язання задач планування бере участь планувальник-оператор і особа, що приймає рішення. Також на діаграмі діяльності на окремій доріжці зображена система планування, тому що вона виконує всі розрахунки.

З початку необхідно визначити вихідні дані для розв'язання задачі планування. Цю функцію виконує планувальник-оператор. Якщо необхідно розв'язати задачу, яка уже є в базі даних (БД), то вся необхідна інформація про вироби, роботи, ресурси завантажується із БД. У протилежному випадку оператор має вибір або імпортувати дані із зовнішньої системи (якщо передбачається робота системи в рамках ERP-системи), або ввести всі значення вручну: список виробів, список робіт з їх тривалостями, технологічну мережу (попередників і наступників для кожної роботи), список доступних ресурсів, мінімальний очікуваний прибуток підприємства.

Після введення всіх необхідних даних запускається процес побудови поопераційного плану. Спочатку виконується попереднє планування, що включає:

- побудову агрегованої моделі планування першого рівня;
- пошук критичних шляхів виробів;
- побудову мережі критичних шляхів виробів зі спільними вершинами;
- побудову та розв'язання оптимізаційних задач за критерієм МЗМ.

Після визначення пріоритетно-упорядкованих послідовностей виконання агрегованих робіт з кожної групи виробів система планування переходить до розв'язання задачі узгодженого планування. Узгоджені плани виконання агрегованих робіт будуються для кожної можливої черговості виконання груп виробів, при цьому агреговані роботи призначаються на ресурси агрегованої мережі.

При розподілі агрегованих робіт можливі випадки, коли плановий період для деяких виробів порушений. Якщо такі вироби є, то вносяться зміни в початкові замовлення, наприклад, змінюється портфель замовлень або директивні строки, збільшується кількість ресурсів і т. п. Модель змінюється відповідним чином, і задача розв'язується знову, починаючи з певного моменту.

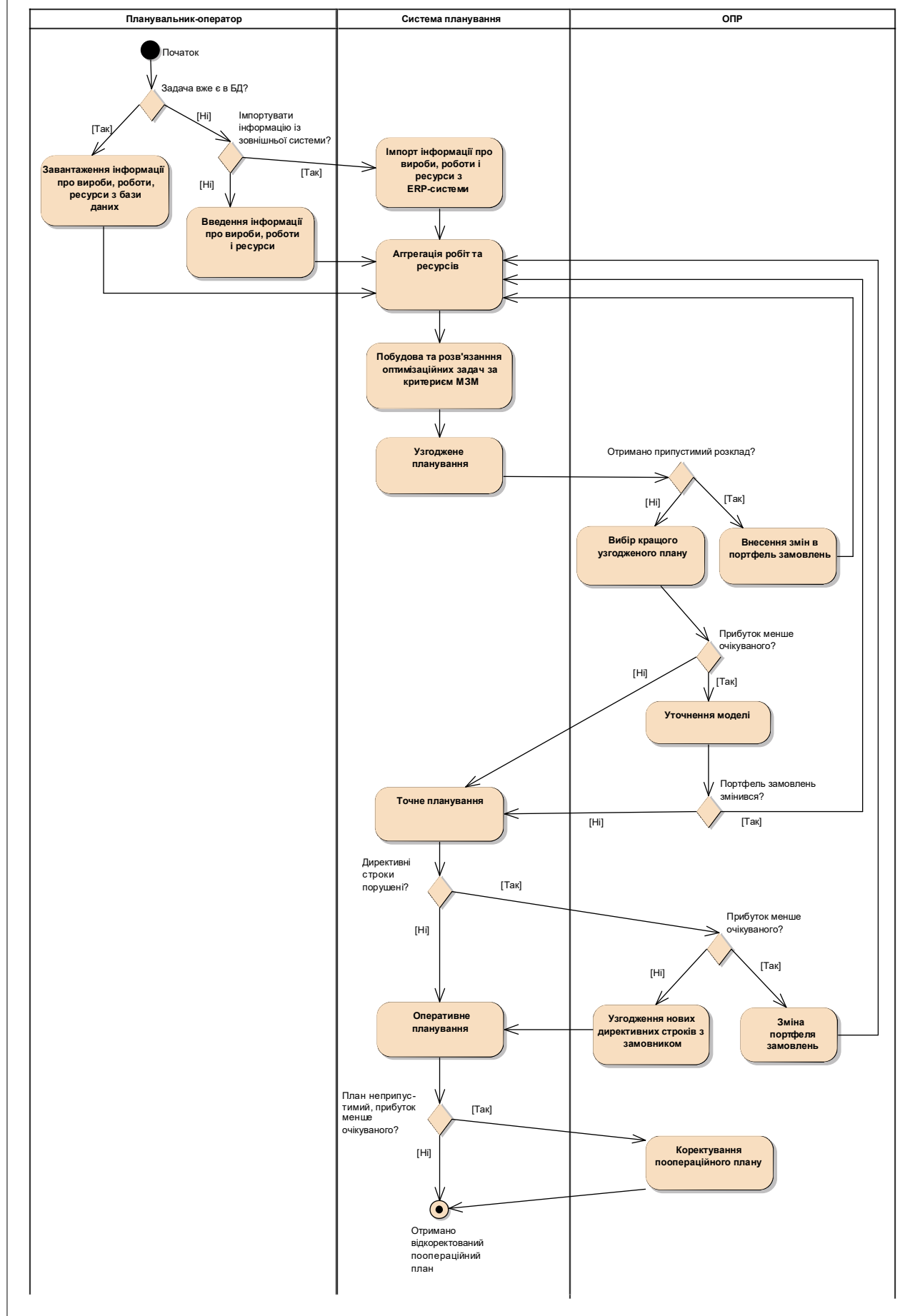


Рисунок Г.1 – UML-діаграма діяльності

З отриманих планів ОНР вибирає найкращий за значенням функціонала, а також найкращий за критерієм мінімізації ризику неотримання розрахункового прибутку на основі оригінальної математичної версії модифікованого методу аналізу ієрархій Сааті. Якщо прибуток менше очікуваного мінімального, ОНР проводить уточнення моделі та формує новий портфель замовлень. Якщо прибуток не менше очікуваного мінімального, він передається на наступний рівень планування.

Далі система планування будує та розв'язує БЗКП за допомогою розроблених алгоритмів. Якщо отриманий розв'язок БЗКП недопустимий (директивні строки, встановлені замовником, порушені), то для цього розкладу заново розраховується прибуток за вхідним функціоналом. Якщо новий розрахований прибуток не менше очікуваного мінімального, то ОНР погоджує нові директивні строки із замовником, і отриманий план передається на наступний рівень планування. Якщо прибуток менше мінімального очікуваного, то ОНР змушена вносити зміни в початковий портфель замовлень, і управління передається на початок алгоритму.

Оперативне планування (четвертий рівень ЧМ КОП) реалізується у випадку часткового невиконання плану. Для базового критерію оптимальності задача розв'язується методом, описаним у п. 3.2, для синтетичного критерію – універсальним методом, описаним у п. 3.3, при цьому задається новий критерій оптимальності для кожної групи виробів (мінімізуються штрафи за запізнення або за випередження/запізнення відносно встановлених директивних строків), групи виробів з одним критерієм поєднуються в одну підмережу, із вхідної мережі виключаються виконані роботи, а для невиконаних робіт будується новий поопераційний план. Повний поопераційний план виходить сполученням нового плану із планом для виконаних робіт. Якщо прибуток, розрахований для нового поопераційного плану, менше мінімально очікуваного, то ОНР корегує новий поопераційний план таким чином, щоб він міг бути виконаним у колишні строки. При цьому може змінюватися технологія (додаватися устаткування), збільшуватися потужність (продуктивність, кількість змін) і т. п.

Г.3 Опис об'єктної моделі

Оскільки реальний світ, як і предметна область, складається з тісно взаємозв'язаних об'єктів з динамічними властивостями, об'єктно-орієнтоване програму-

вання часто краще підходить для розв'язання задач, зв'язаних зі складними розрахунками або алгоритмами. Більше того, структурований об'єктно-орієнтований код легше модифікувати, змінюючи внутрішні частини відповідно до змін у моделях. Тому для розробки системи був обраний об'єктно-орієнтований підхід (ООП). Згідно із цим підходом усі сутності предметної області повинні бути представлені відповідними класами. Усі дані, які мають ті чи інші об'єкти, повинні бути інкапсульовані (вбудовані) усередині класу. Принцип інкапсуляції (теоретично) дозволяє мінімізувати число зв'язків між класами та, відповідно, спростити незалежну реалізацію і модифікацію класів, що особливо корисно при реалізації складних і взаємозв'язаних алгоритмів. Також у розглянутій системі є велика кількість варіацій правил, алгоритмів для якоїсь цілі (наприклад, алгоритми узгодженого планування) або ресурсів (різні типи ресурсів). Таким чином, усі класи для варіантів реалізації алгоритмів або сутностей повинні успадковуватися від базових класів, що мають однаковий інтерфейс. При цьому кожний спадкоємець буде мати свою реалізацію необхідних функцій. Використання ООП у цьому випадку забезпечує механізми легкого управління такими об'єктами. Це тільки частина тих переваг, які надає об'єктно-орієнтований підхід.

Вироби в програмній реалізації представлено у вигляді одного класу Task (рис. Г.2). Він має методи для агрегації, визначення критичного шляху, а також властивості, що описують один виріб: номер (для відображення), критерій оптимальності, кількість виробів даного типу, вага, директивний строк. Для підтримки можливості побудови декількох рівнів агрегації та зміни об'єктів нового рівня зі збереженням попереднього створено клас TaskWrapper, який має той же функціонал і є обгорткою класу Task.

Для збереження в пам'яті та обробки критичних шляхів створено клас CriticalPath, який містить список робіт, що належать критичному шляху, та їх сумарну тривалість.

Для можливості запису в журнал операцій, проведених відповідно до алгоритмічного забезпечення, використовується інтерфейс ILoggable (його реалізують ті класи, які підтримують логування) і ILogger – інтерфейс для класів, які здійснюють обробку та збереження повідомлень. У даній системі реалізований клас FileLogger для запису журналів операцій у текстові файли.

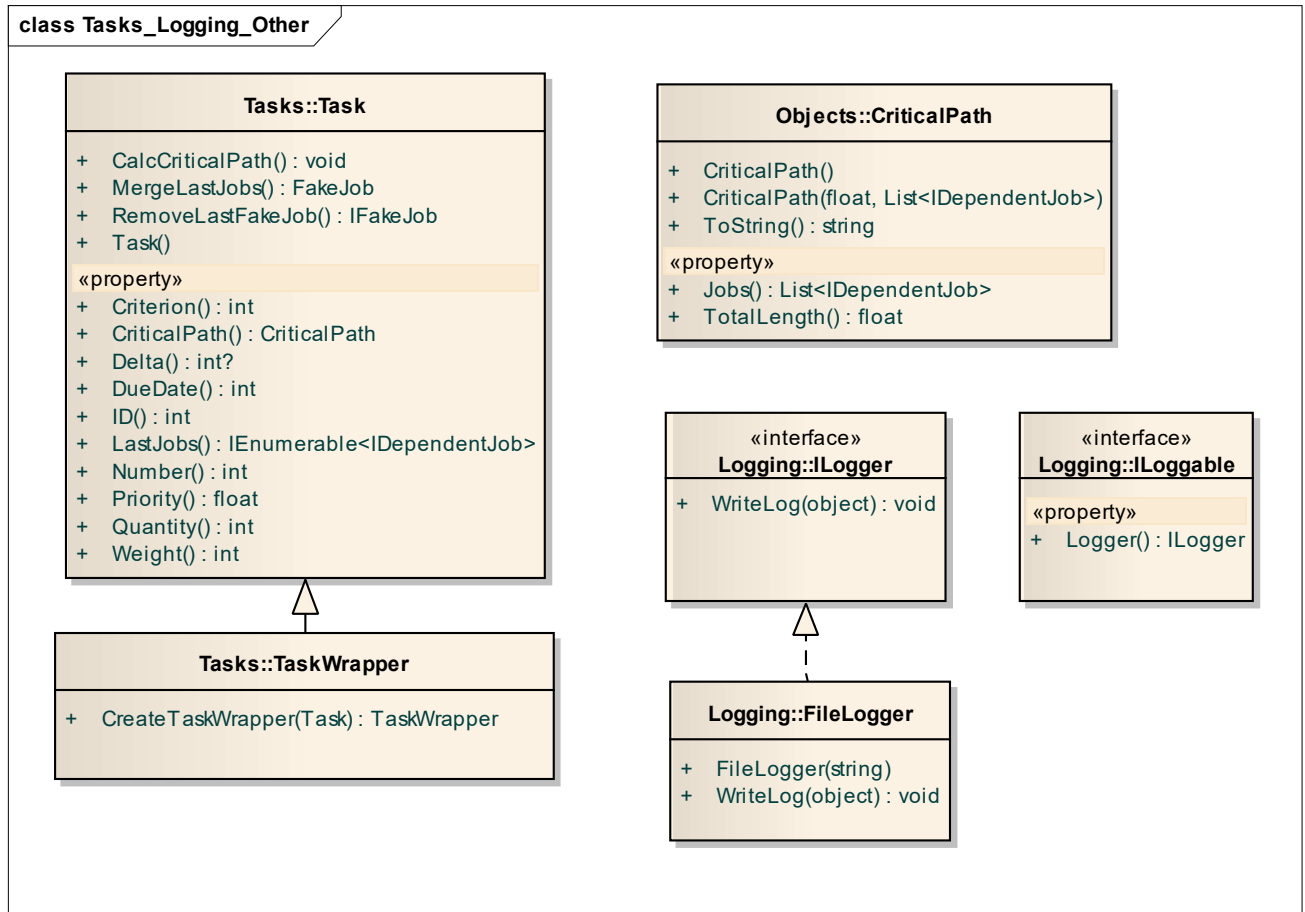


Рисунок Г.2 – Діаграма класів виробів і логування

Деякі специфічні функції, необхідні для певних алгоритмів або в деяких особливих випадках, але виконувані над одним класом, реалізовані за допомогою методів розширення в спеціальному статичному класі (не показаному на діаграмі, оскільки він містить велику кількість різноманітних методів і не пов'язаний з іншими класами).

На рис. Г.3 наведена діаграма основних класів системи планування. Клас HPS – головний клас системи планування, що приймає вхідні дані та запускає процес планування. Він, фактично, є обгорткою для безпосередньо чотирьох класів рівнів агрегації та планування.

На різних етапах планування вже після побудови агрегованої моделі виникає необхідність у зміні мережі на попередніх рівнях агрегації, проведенні обчислень критичних шляхів, поверненні до попереднього рівня агрегації. Таким чином, необхідно зберігати всю мережу на кожному рівні та при цьому мати інформацію про те, які роботи були об'єднані в агреговані або в спільні вершини. Тобто мережі повинні бути взаємозв'язані між собою. Для вигляду кожного рівня агрегації був створений загальний (generic) клас Layer, який містить представлення віртуальної мережі. Цей

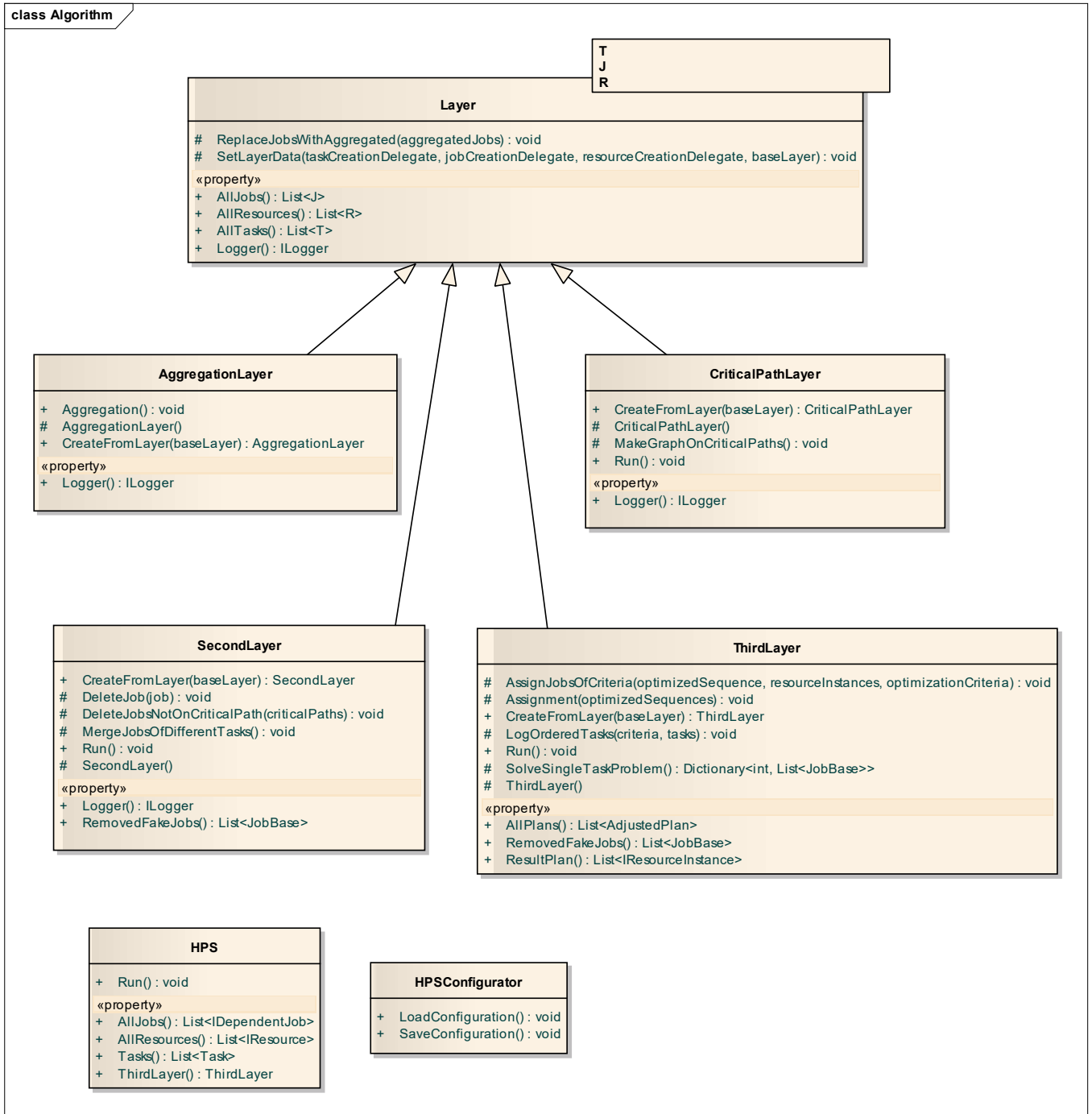


Рисунок Г.3 – Діаграма основних класів системи планування

клас надає можливість побудови копії мережі виконання робіт на основі існуючої, при цьому він обертає кожену роботу, ресурс і виріб у клас-обгортку. Таким чином, при агрегації або внесенні змін у структуру мережі на наступному рівні всі дії відбуваються з обгортками, і початкова мережа не зазнає ніяких змін. Але завдяки класам-обгорткам зв'язок між роботами, ресурсами та виробами на різних рівнях зберігається. Усі зазначені класи реалізують інтерфейс ILogger для підтримки можливості записи всіх дій у журнал. До класів рівнів планування відносяться: AggregationLayer, CriticalPathLayer, SecondLayer, ThirdLayer.

Для розв’язання задач на одному пристрої використовуються класи, показані на рис. Г.4. Основний клас – MVM, який реалізує алгоритм розв’язання задачі МЗМН. Також є допоміжний клас, що дозволяє розв’язати цю ж задачу, але виконуючи повний перебір усіх допустимих порядків запуску робіт – TotalWeightMinimizationExhaustiveSearch. Щоб прискорити найбільш трудомістку частину алгоритму – розв’язання задачі МЗМН – був створений клас TotalWeightMinimizationResultStorage – реалізація методів кешування результатів розв’язання задач МЗМН на одному пристрої. Крім того, в алгоритмах побудови розкладу на одному пристрої використовується допоміжний клас SequentialJob, спадкоємець від базового класу роботи, а також методи розширення. В основних класах, що займаються всім процесом планування, уся робота з даними алгоритмами здійснюється через інтерфейс IOrderDependentJobsAlgorithm. Дана архітектура дозволяє без проблем додати іншу реалізацію розв’язання задачі МЗМН.

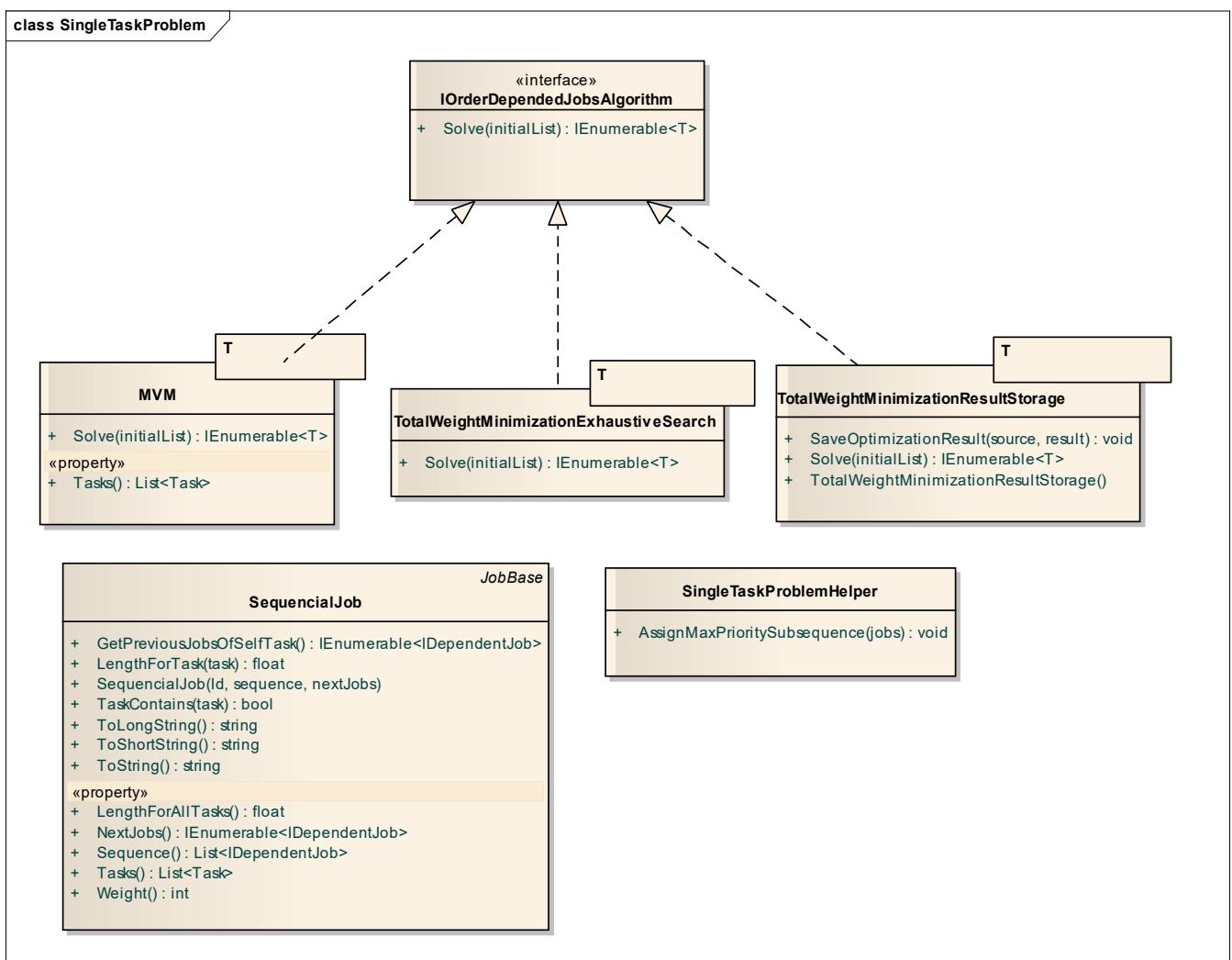


Рисунок Г.4 – Діаграма класів алгоритмів для розв’язання задачі МЗМН

Об'єднання робіт на другому рівні агрегації у спільні вершини вимагає перевірки ряду різних правил, застосовуваних залежно від базових критеріїв оптимальності груп виробів, роботи яких є кандидатами на об'єднання. Для реалізації правил об'єднання розроблені класи, наслідувані від інтерфейсу `IJointCondition`. Для спрощення на діаграмі на рис. Г.5 ці класи показані без членів, тому що вони містять багато методів з великою сигнатурою. При розробці класів даного простору імен для реалізації механізму вибору необхідного правила був використаний шаблон проектування фабричний метод. У результаті, реалізовано спеціалізований клас `JointConditionSelector`, який має один метод для повернення реалізації конкретного правила, обраного на підставі інформації про вироби та інші вкладені сутності. Таким чином, виділення даної логіки (частини алгоритмічного забезпечення) в окремі класи дозволяє не навантажувати основні класи, що займаються виконанням усього процесу розв'язання задачі планування. Ця структура класів піддається легкому розширенню шляхом реалізації нових правил об'єднання спільних вершин або спадкування від уже існуючих. Усе, що при цьому необхідно зробити, – додати умову, при якій нове правило зможе застосовуватися. Клас `JointConditionSelector` дозволяє підлаштувати або змінити умови вибору правил об'єднання в спільні вершини.

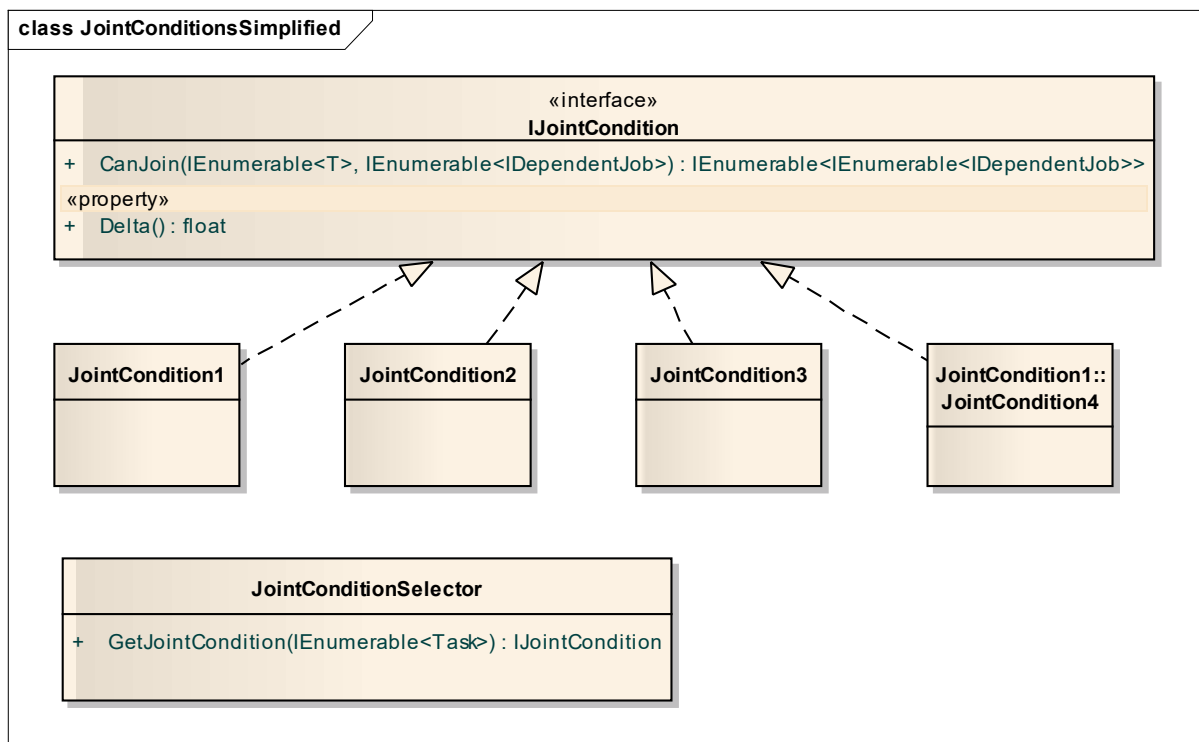


Рисунок Г.5 – Діаграма класів умов об'єднання спільних вершин

Для етапів узгодженого та точного планування розроблені класи, показані на рис. Г.6. Усі класи алгоритмів узгодженого планування реалізують інтерфейс `IAssignmentAlgorithm`. Аналогічно іншим просторам імен, весь спільний функціонал для всіх алгоритмів винесено у базовий клас `AssignmentAlgorithm`. Від нього успадковуються три класи: `CompactAssignmentAlgorithm` – для алгоритму 1, `NonDelayingAlgorithm` – для алгоритму 2, `ReverseAssignmentAlgorithm` – для алгоритму 3 (див. п. 2.4.2) [127, 179, 180, 181]. Клас третього алгоритму має декілька модифікацій для застосування при плануванні за різними базовими критеріями оптимальності. Для вибору, який алгоритм узгодженого планування застосовувати, створено інтерфейс `IAssignmentAlgorithmSelector` і клас `BaseAssignmentAlgorithmSelector`. Фактично, даний підхід є реалізацією шаблону проектування «фабричний метод». Інтерфейс, що повідомляє про фабричний метод, делегує створення об'єктів класам, які реалізують даний інтерфейс, що дозволяє використовувати в коді програми не специфічні класи, а маніпулювати абстрактними об'єктами, створюваними цим методом, на більш високому рівні.

Для визначення всіх можливих комбінацій черговості призначення груп виробів на виконання використовувався шаблон проектування «стратегія», у результаті чого створений інтерфейс `IAssignmentOrderStrategy` і клас `AllCombinationsAssignmentOrderStrategy`. Цей клас для кожної можливої послідовності критеріїв оптимальності для кожної групи виробів (відповідної одному критерію оптимальності), використовуючи фабричний метод класу `BaseAssignmentAlgorithmSelector`, викликає необхідний алгоритм призначення робіт. У результаті формується колекція класів `AdjustedPlan`, які містять усю необхідну інформацію про отримані плани для вибору найкращого за значенням функціонала.

Після формування узгодженого плану формується задача третього рівня ЧМ КОП – мережева БЗКП. Після затвердження узгодженого плану виконання агрегованих робіт проводиться дезагрегація агрегованих робіт, тобто повернення до вхідної моделі мережі, з урахуванням змін, внесених при узгодженому плануванні. Це можливо завдяки збереженню мережі на кожному рівні агрегації, та, завдяки цьому зв'язку, внесення змін в агреговану мережу передається на попередній рівень. Для пошуку допустимого (що не порушує директивні строки) розкладу виконання робіт на кожному пристрої кожного елемента, оптимального за певним критерієм, розроблено інтерфейс і відповідний клас `OperationPlanBuilder`.

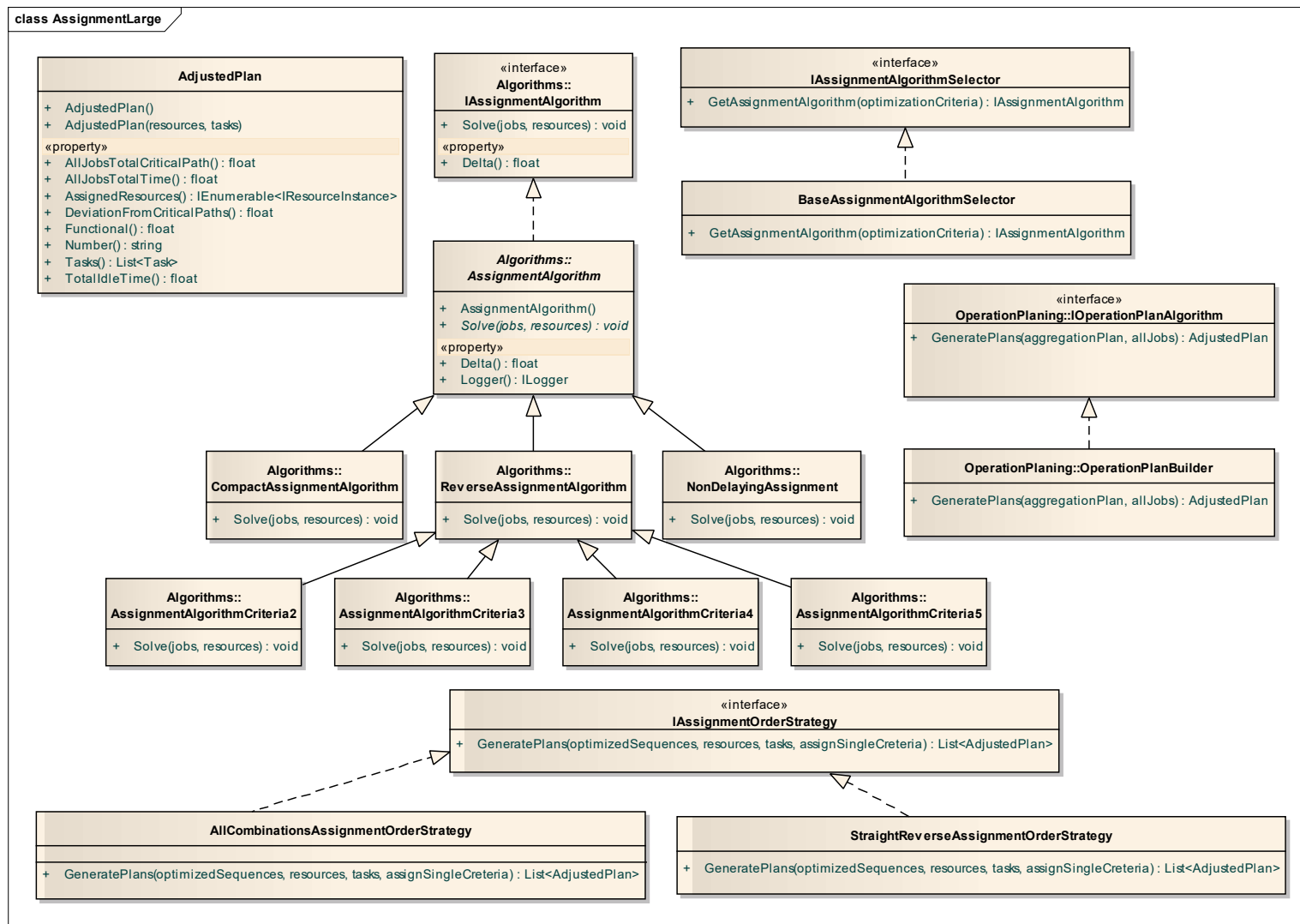


Рисунок Г.6 – Діаграма класів алгоритмів узгодженого та операційного планування

На четвертому рівні моделі виконується оперативне планування. У випадку необхідності корегування оперативного плану виконання робіт задається момент корегування. Для побудови нового поопераційного плану виконання робіт, оптимального за критеріями, пов'язаними з запізненням відносно затверджених раніше директивних строків, враховуються фактичні моменти завершення вже виконаних робіт та передбачувані моменти завершення робіт, що виконуються. Для реалізації четвертого рівня моделі планування розроблено основний клас `ProductionPlanningLayer`, та виконано успадкування чотирьох класів рівнів агрегації та планування відповідно: `ModifiedAggregationLayer`, `ModifiedCriticalPathLayer`, `ModifiedSecondLayer`, `ModifiedThirdLayer`, що реалізують відповідні зміни у побудові оперативного плану з врахуванням нового моменту корегування (рис. Г.7).

Для візуального представлення розроблено кілька класів, які знаходяться у рамках одного простору імен (рис. Г.8). Для візуалізації діаграми Гантта призначений клас `GanttVisualization`. Він дозволяє представити в графічному вигляді графік виконання робіт на ресурсах. Для візуалізації графа технологічної мережі призначений клас `NetworkVisualizer`, що дозволяє відобразити роботи, ресурси, на яких вони виконуються, і зв'язки між ними. Для побудови мережі (графа) необхідне візуальне представлення вершин, якими є роботи та ресурси. Для цього розроблено базовий клас `Visual` і два спадкоємці `JobVisual` і `ResourceVisual` для формування зображення робіт і ресурсів, відповідно.

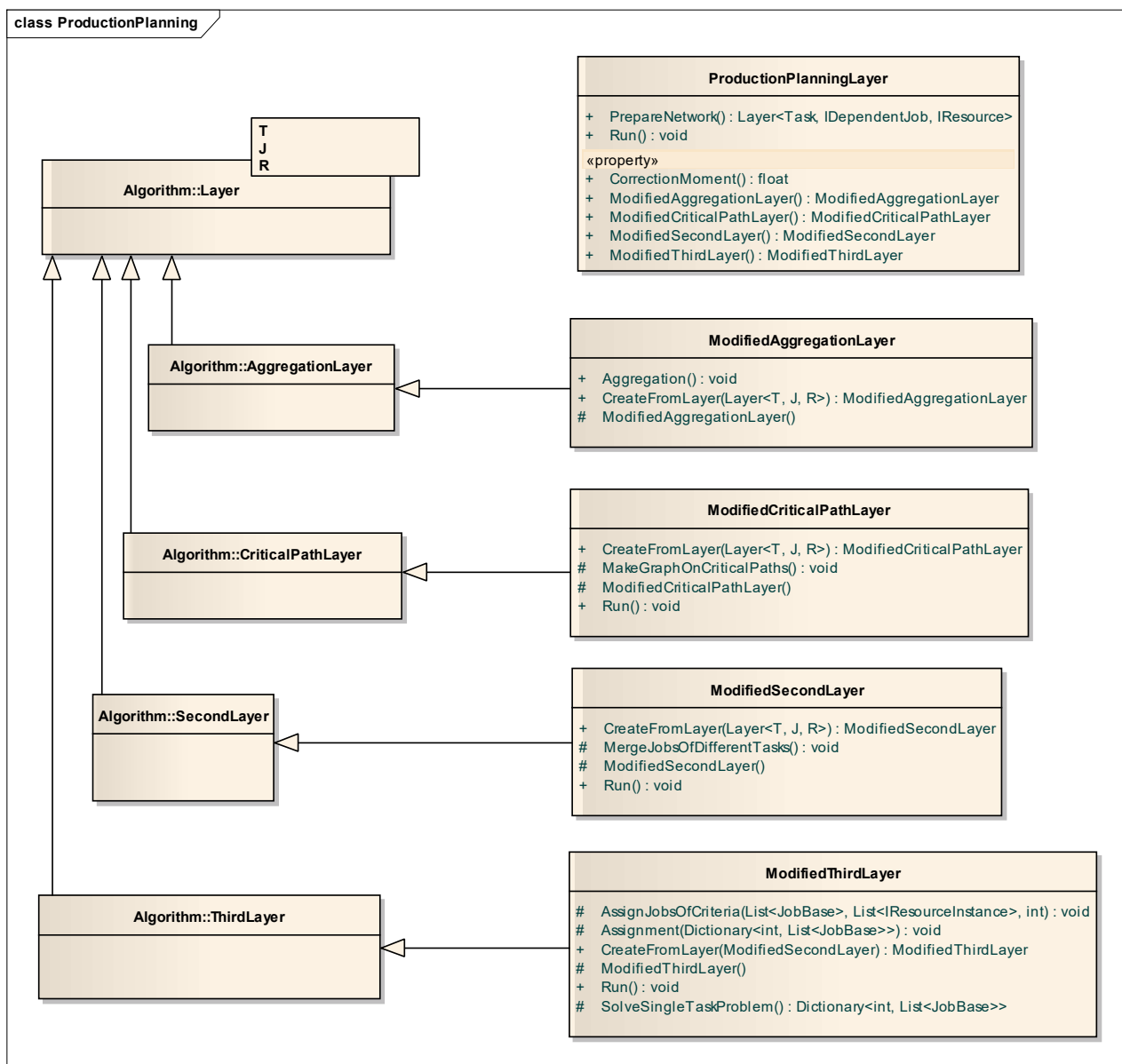


Рисунок Г.7 – Діаграма класів четвертого рівня

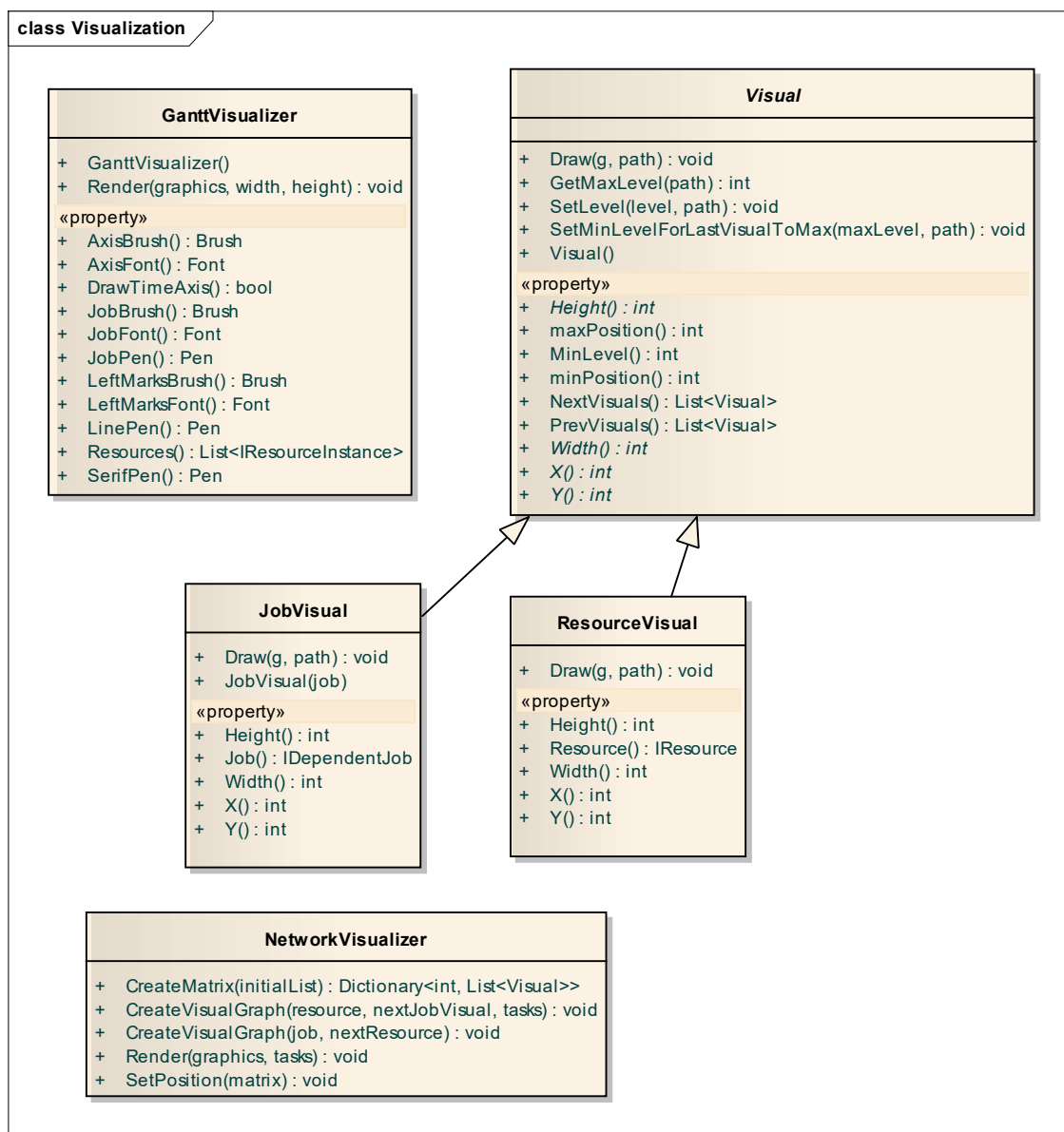


Рисунок Г.8 – Діаграма класів підсистеми візуалізації

ДОДАТОК Д МЕТОДИКА РОБОТИ В СИСТЕМІ УІС КОП

З початку користувачеві необхідно ввести наступні дані:

- список виробів (з характеристиками: номер виробу, критерій оптимальності, кількість виробів цього типу, вага виробу, директивний строк, діапазон допустимого розв’язку, список кінцевих робіт);
- список робіт (номер роботи, номер ресурсу, тривалість виконання);
- залежності між роботами (для кожної роботи вказати, які роботи ідуть за нею);
- список ресурсів (номер, тип ресурсу, кількість незалежних (ідентичних) паралельних пристроїв);
- для елементів типу 5 – тривалість виконання робіт на кожному з незалежних паралельних пристроїв).

Введення інформації про вироби здійснюється у вікні, показаному на рис. Д.1. Номера виробів повинні бути унікальними. Критерій оптимальності вибирається зі списку, що випадає: можна вибрати один з 5 базових критеріїв оптимальності. Кількість виробів, вага виробу, директивний строк, діапазон допустимого розв’язку – цілочисельні поля. В останній стовпчик «Кінцеві роботи» необхідно ввести список номерів робіт через кому, при завершенні яких виріб буде виконаний.

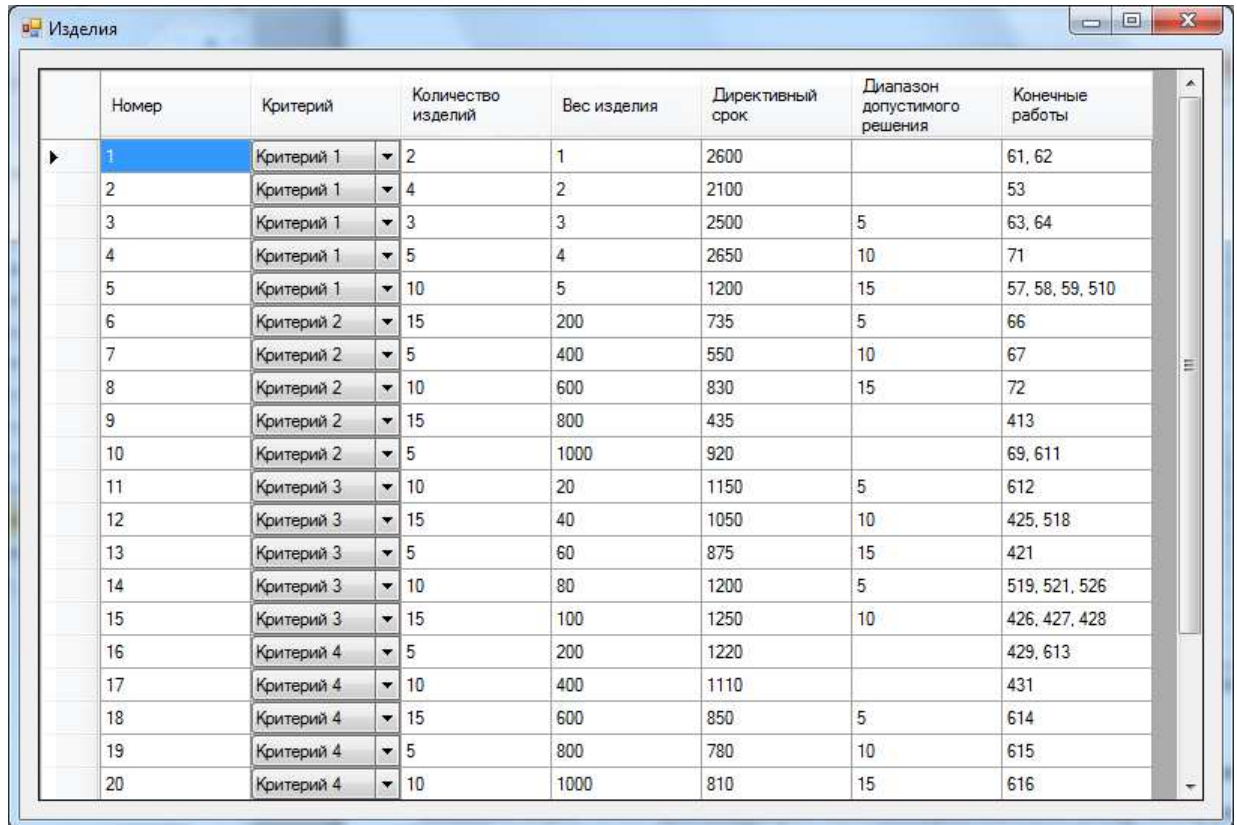
Роботи, що входять у технологічну мережу, вводяться у відповідному вікні, показаному на рис. Д.2. Для кожної роботи необхідно ввести її номер, номер ресурсу (пристрою), на якому вона виконується, і тривалість виконання.

Усі роботи виконуються відповідно до визначеній експертами мережевій моделі, яка точно відображає реальний технологічний процес. Сама мережа являє собою орієнтований граф. Для представлення графа в пам’яті комп’ютера використовується список зв’язків (ребер графа), тобто вказуються наступники кожної роботи. Таким чином, для кожного ребра графа необхідно ввести номер попередньої роботи та номер наступної роботи (рис. Д.3).

Для введення ресурсів використовується вікно, представлене на рис. Д.4. Для кожного ресурсу вводиться його номер, вибирається тип елемента. Відповідно до постановки задачі, елементи типу 3–5 мають у своєму складі певну кількість пара-

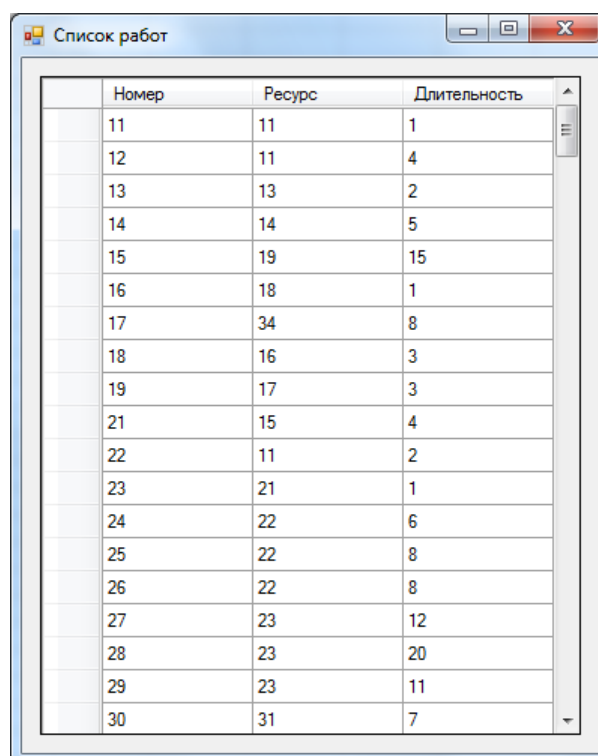
лельних пристроїв рівної або різної продуктивності. Для них в окремому стовпчику вводиться кількість паралельних пристроїв.

До складу елементів типу 5 входить m незалежних паралельних пристроїв різної продуктивності, що працюють без переривань та виконують k робіт, які повинні бути виконані до різних директивних строків. При виборі цього типу ресурсу в окремому стовпчику з'являється кнопка для завдання матриці тривалостей робіт, яка вводиться в окремому вікні (рис. Д.5).



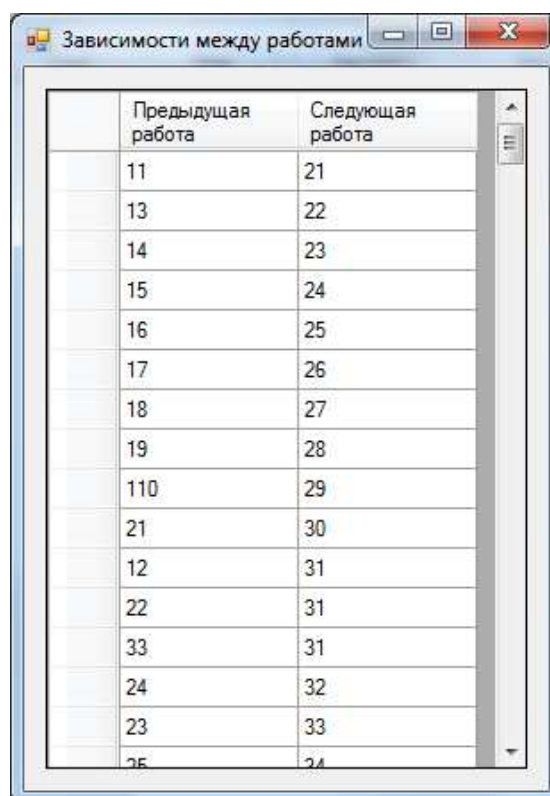
Номер	Критерий	Количество изделий	Вес изделия	Директивный срок	Диапазон допустимого решения	Конечные работы
1	Критерий 1	2	1	2600		61, 62
2	Критерий 1	4	2	2100		53
3	Критерий 1	3	3	2500	5	63, 64
4	Критерий 1	5	4	2650	10	71
5	Критерий 1	10	5	1200	15	57, 58, 59, 510
6	Критерий 2	15	200	735	5	66
7	Критерий 2	5	400	550	10	67
8	Критерий 2	10	600	830	15	72
9	Критерий 2	15	800	435		413
10	Критерий 2	5	1000	920		69, 611
11	Критерий 3	10	20	1150	5	612
12	Критерий 3	15	40	1050	10	425, 518
13	Критерий 3	5	60	875	15	421
14	Критерий 3	10	80	1200	5	519, 521, 526
15	Критерий 3	15	100	1250	10	426, 427, 428
16	Критерий 4	5	200	1220		429, 613
17	Критерий 4	10	400	1110		431
18	Критерий 4	15	600	850	5	614
19	Критерий 4	5	800	780	10	615
20	Критерий 4	10	1000	810	15	616

Рисунок Д.1 – Вікно введення виробів



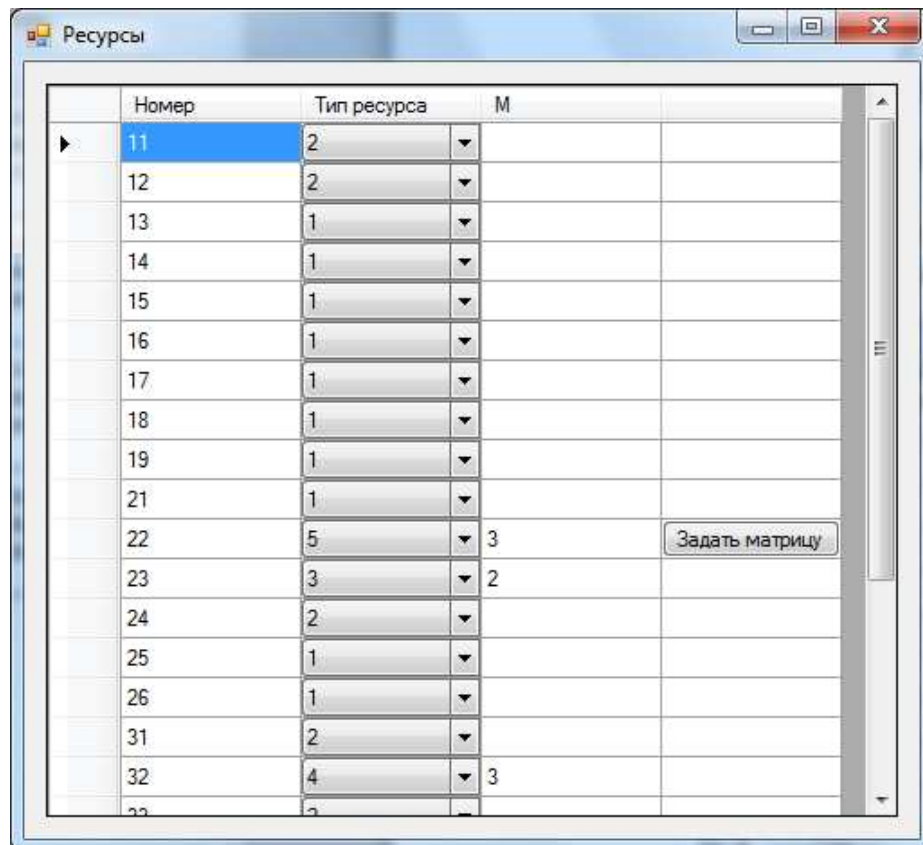
Номер	Ресурс	Длительность
11	11	1
12	11	4
13	13	2
14	14	5
15	19	15
16	18	1
17	34	8
18	16	3
19	17	3
21	15	4
22	11	2
23	21	1
24	22	6
25	22	8
26	22	8
27	23	12
28	23	20
29	23	11
30	31	7

Рисунок Д.2 – Вікно введення робіт



Предыдущая работа	Следующая работа
11	21
13	22
14	23
15	24
16	25
17	26
18	27
19	28
110	29
21	30
12	31
22	31
33	31
24	32
23	33
25	34

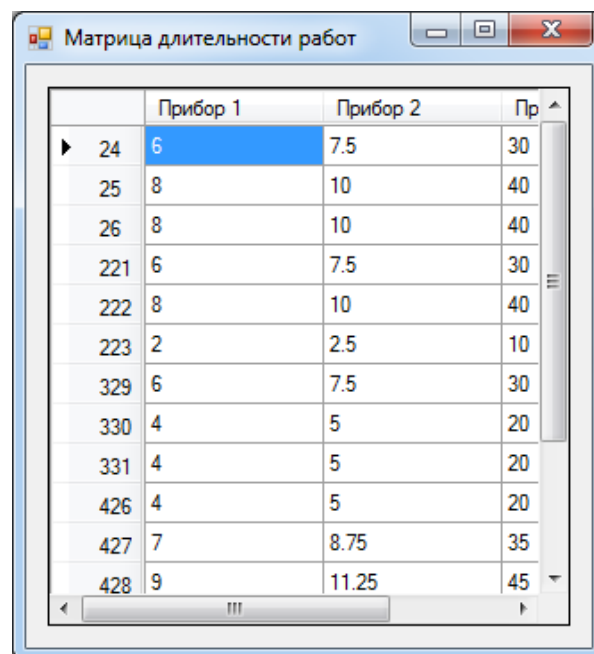
Рисунок Д.3 – Вікно введення залежностей між роботами



Номер	Тип ресурса	M
11	2	
12	2	
13	1	
14	1	
15	1	
16	1	
17	1	
18	1	
19	1	
21	1	
22	5	3
23	3	2
24	2	
25	1	
26	1	
31	2	
32	4	3

Задать матрицу

Рисунок Д.4 – Вікно введення ресурсів



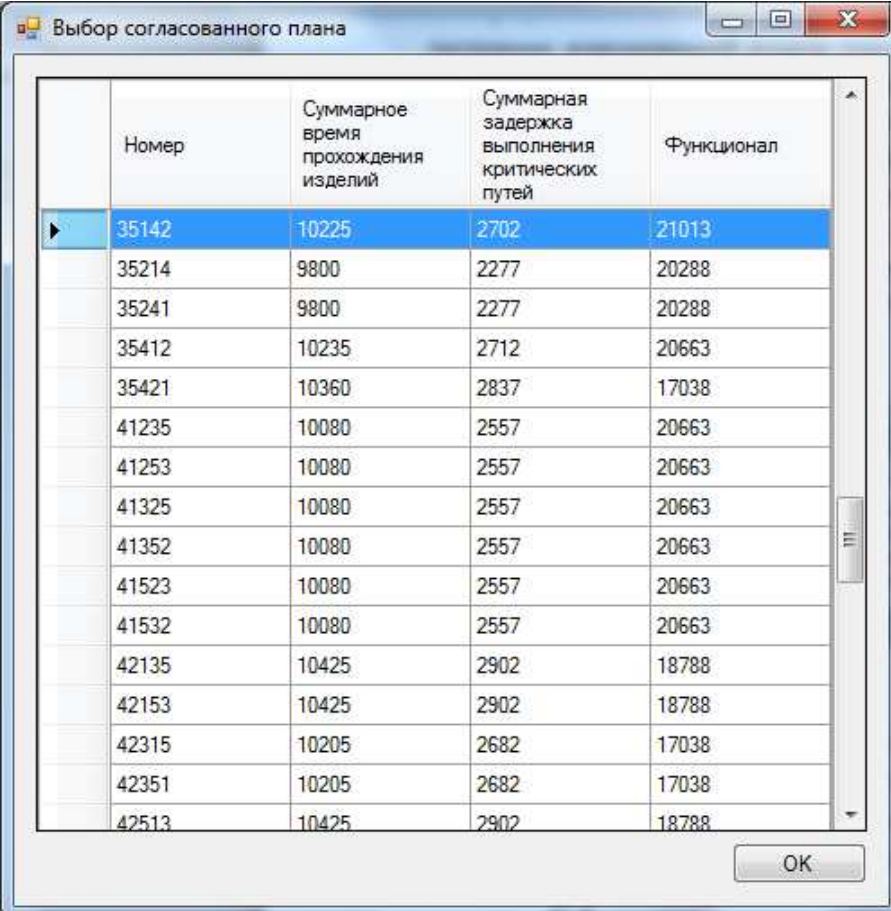
	Прибор 1	Прибор 2	Пр
24	6	7.5	30
25	8	10	40
26	8	10	40
221	6	7.5	30
222	8	10	40
223	2	2.5	10
329	6	7.5	30
330	4	5	20
331	4	5	20
426	4	5	20
427	7	8.75	35
428	9	11.25	45

Рисунок Д.5 – Вікно введення матриці часу виконання робіт на елементі типу 5

У таблиці на рис. Д.5 стовпчики – це номери пристроїв різної продуктивності, що складають один елемент, а рядки – роботи, які виконує цей пристрій. Користувачеві необхідно ввести у клітинки значення тривалості виконання кожної ро-

боти на кожному пристрої. Звичайно пристрої виконують роботи за час, пропорційний продуктивності пристрою, але для загального випадку є можливість вказати тривалість виконання індивідуально для кожної роботи.

Після введення всіх даних користувач запускає процес розв’язання задачі побудови поопераційного плану. Спочатку виконується попереднє планування, засноване на побудові агрегованої моделі планування. На отриманій мережі виконується пошук критичних шляхів і побудова мережі критичних шляхів виробів зі спільними вершинами. Після цього для кожного критерію оптимальності будується та розв’язується оптимізаційна задача за критерієм МЗМН. Далі будуються узгоджені плани виконання агрегованих робіт для кожної можливої черговості виконання груп виробів. З отриманих планів користувач вибирає найкращий за значенням функціонала, а також найкращий план за критерієм мінімізації ризику неотримання розрахункового прибутку на основі оригінальної математичної версії модифікованого методу аналізу ієрархій Сааті (рис. Д.6).

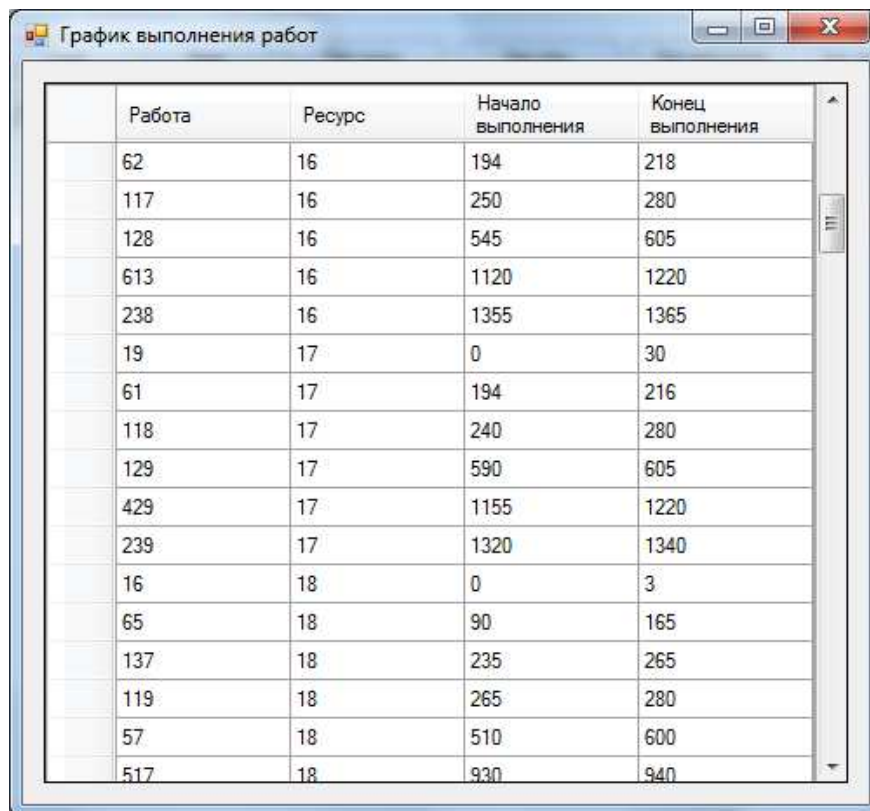


Номер	Суммарное время прохождения изделий	Суммарная задержка выполнения критических путей	Функционал
35142	10225	2702	21013
35214	9800	2277	20288
35241	9800	2277	20288
35412	10235	2712	20663
35421	10360	2837	17038
41235	10080	2557	20663
41253	10080	2557	20663
41325	10080	2557	20663
41352	10080	2557	20663
41523	10080	2557	20663
41532	10080	2557	20663
42135	10425	2902	18788
42153	10425	2902	18788
42315	10205	2682	17038
42351	10205	2682	17038
42513	10425	2902	18788

Рисунок Д.6 – Вікно вибору узгодженого плану

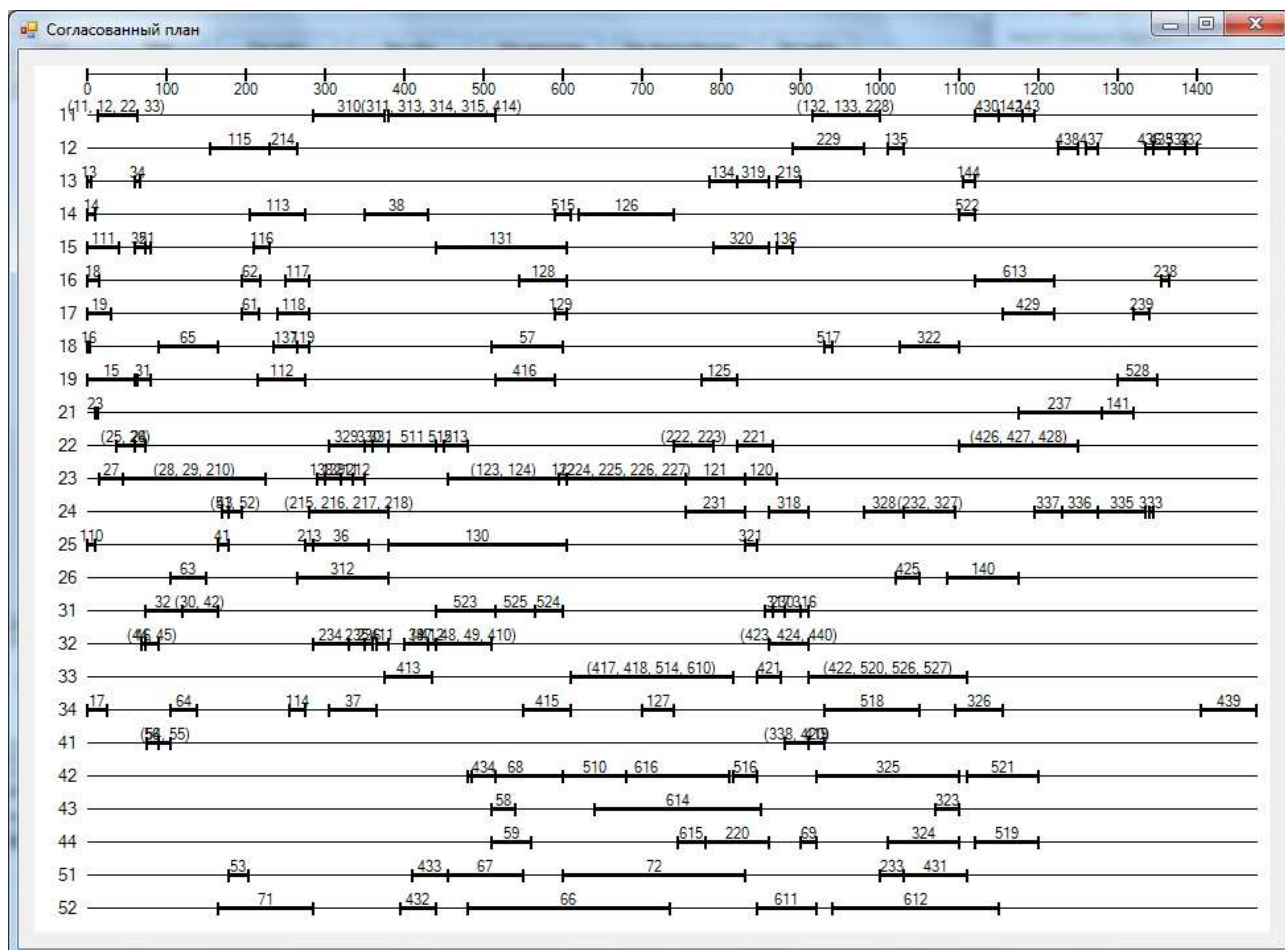
Після вибору найкращого узгодженого плану система продовжує виконання алгоритму і переходить до точного та оперативного планування. Для відображення плану-графіка виконання робіт використовується спеціальне вікно (рис. Д.7), у якому виводиться інформація за усіма роботами, часу їх початку виконання та ресурсах, на яких вони виконуються.

Для візуального відображення графіка виконання робіт використовується діаграма Гантта – популярний тип діаграм для ілюстрації планів і графіків робіт (рис. Д.8). Діаграма складається з горизонтальних осей, на яких зображуються ресурси (елементи) із вказівкою їх номерів. На кожній осі відкладаються відрізки, що показують моменти початку і завершення виконання робіт. Для орієнтування у часі зверху зображується тимчасова вісь із відмітками.



	Работа	Ресурс	Начало выполнения	Конец выполнения
	62	16	194	218
	117	16	250	280
	128	16	545	605
	613	16	1120	1220
	238	16	1355	1365
	19	17	0	30
	61	17	194	216
	118	17	240	280
	129	17	590	605
	429	17	1155	1220
	239	17	1320	1340
	16	18	0	3
	65	18	90	165
	137	18	235	265
	119	18	265	280
	57	18	510	600
	517	18	930	940

Рисунок Д.7 – Вікно перегляду графіка виконання робіт



ДОДАТОК Е ПРИКЛАД РЕАЛІЗАЦІЇ СИСТЕМИ УІС КОП

Для демонстрації розробленої системи планування буде використовуватися приклад, описаний у додатку Б. Усі характеристики робіт, ресурсів, виробів, а також технологічна мережа виконання робіт, наведені в додатку Б, були введені в ПЗ. Процес розв’язання задачі та порівняння результатів із прикладом можливий завдяки запису всіх операцій, здійснених програмним забезпеченням, у журнал – зручний для читання текстовий файл. На рис. Е.1 показана частина файлу журналу зі списком агрегованих робіт. Агреговані роботи позначаються списком номерів об’єднаних вхідних робіт, записаних через кому та взятих у дужки. Для кожної агрегованої роботи записується її обчислена тривалість.

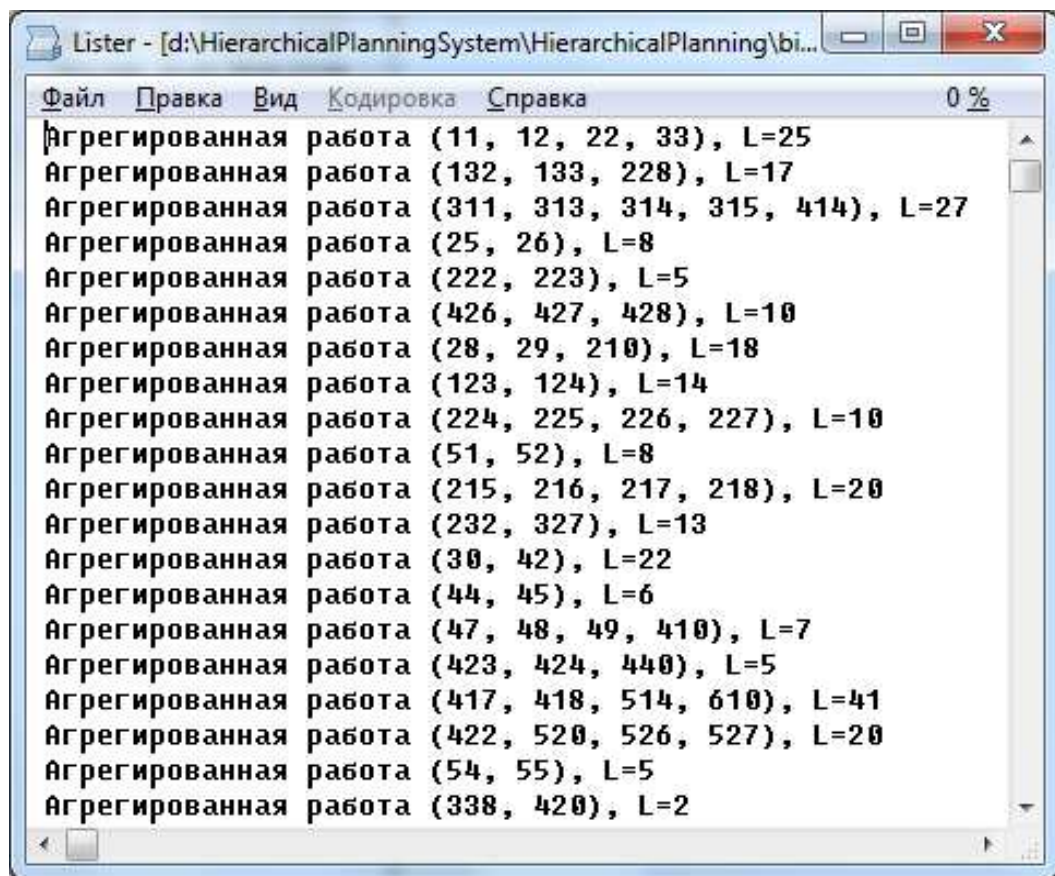


Рисунок Е.1 – Результати агрегації

На другому рівні агрегації будується мережа критичних шляхів виробів зі спільними вершинами. При визначенні необхідності об’єднання спільних вершин для групи виробів 1–5 використовувалося друге правило об’єднання, для інших груп виробів – третє правило. Вершини, об’єднані програмним забезпеченням, показані на рис. Е.2. Якщо до складу спільної вершини увійшла агрегована робота,

то вона виводиться як перелік вхідних робіт у дужках, як у попередньому прикладі. Також виводиться тривалість кожної спільної вершини.

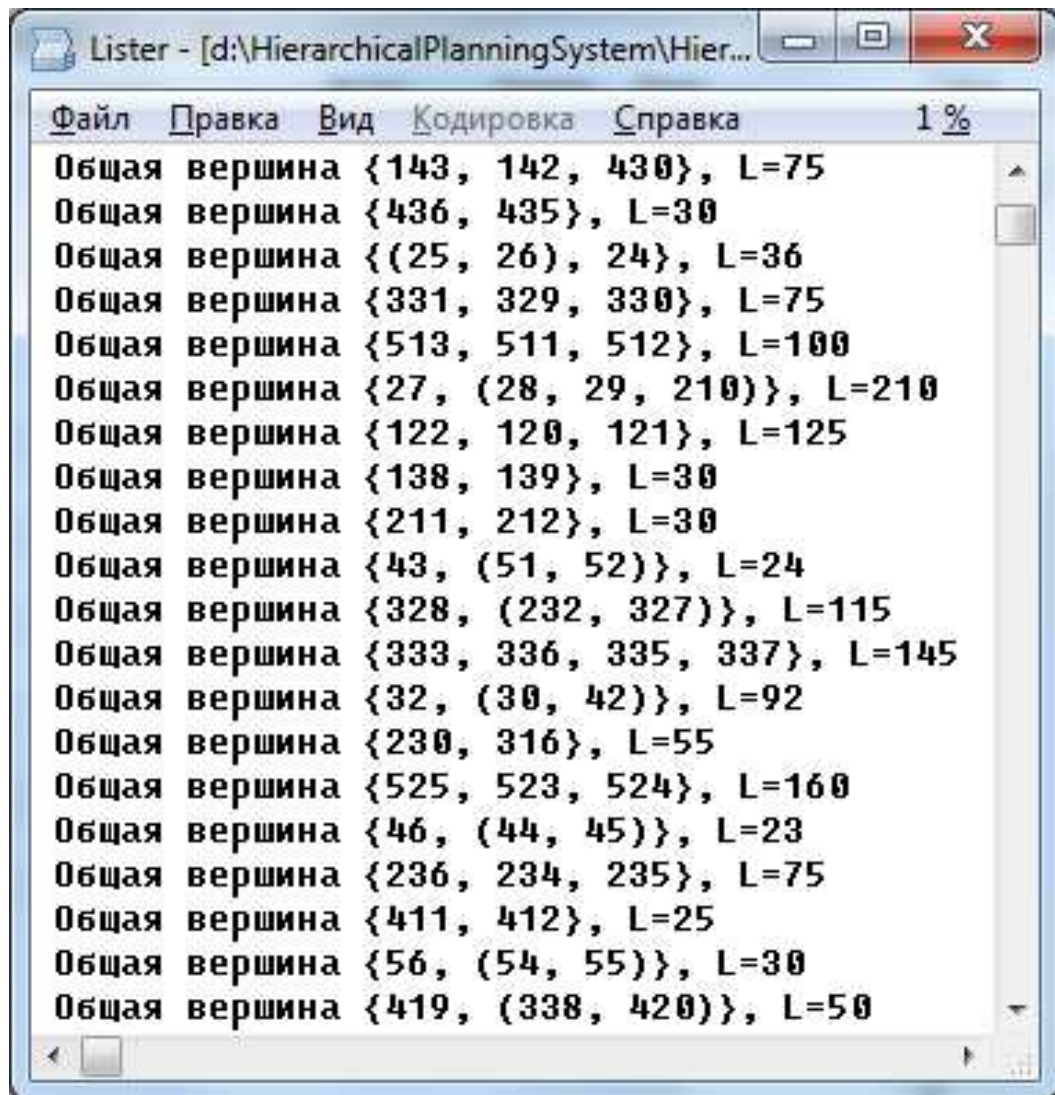
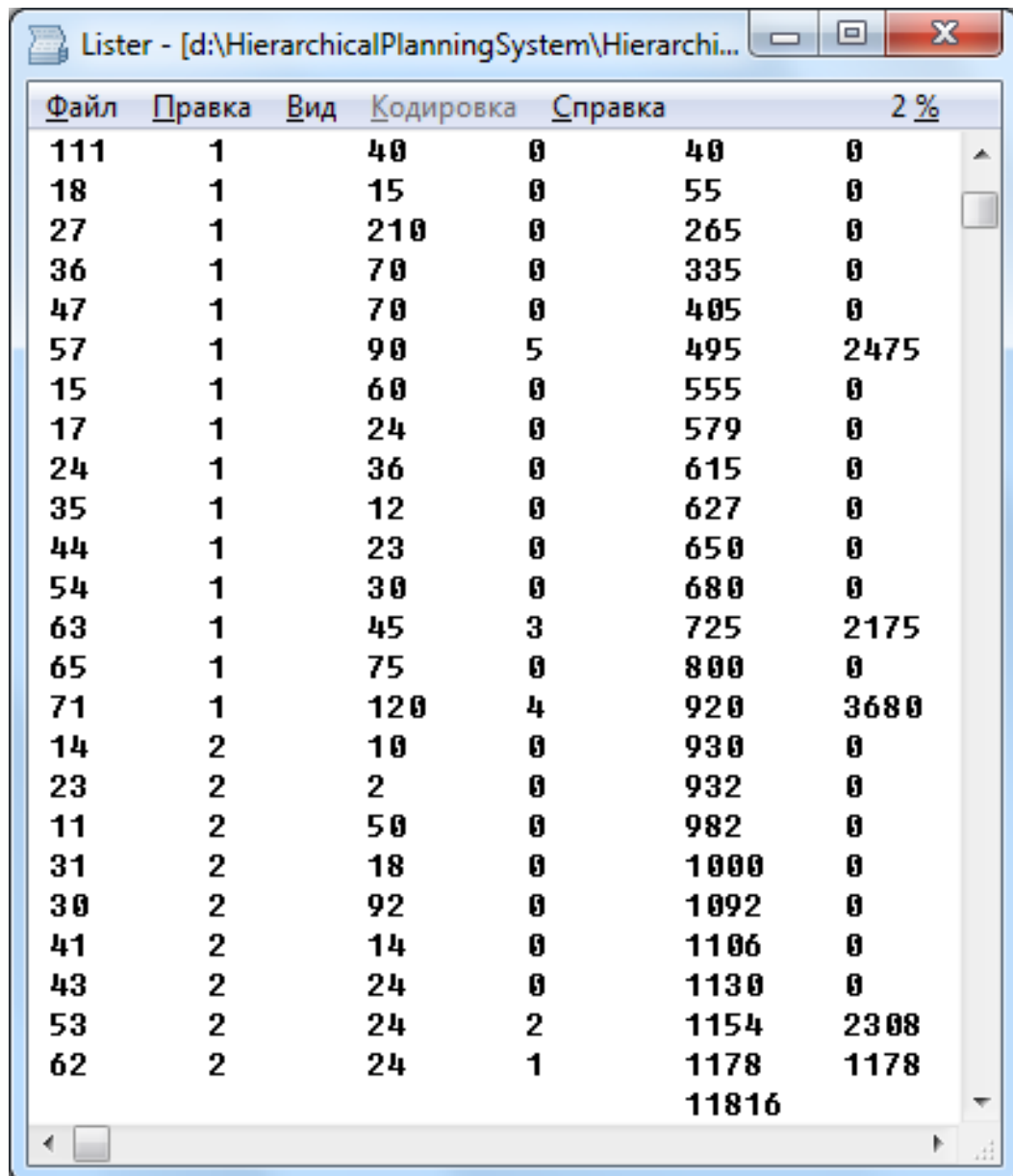


Рисунок Е.2 – Результати об'єднання спільних вершин

Для кожної базової складової синтетичного критерію, що входить у заданий функціонал, крім базового критерію 1, будується та розв'язується апроксимуюча задача МЗМ, для базового критерію 1 розв'язується задача МЗМ без зміни параметрів. У результаті розв'язання задачі МЗМ за кожною групою виробів отримані послідовності виконання агрегованих робіт мережі критичних шляхів виробів. Одна з таких послідовностей (для груп виробів 1–5), записана в журнал операцій (рис. Е.3).



Файл	Правка	Вид	Кодировка	Справка	2 %
111	1	40	0	40	0
18	1	15	0	55	0
27	1	210	0	265	0
36	1	70	0	335	0
47	1	70	0	405	0
57	1	90	5	495	2475
15	1	60	0	555	0
17	1	24	0	579	0
24	1	36	0	615	0
35	1	12	0	627	0
44	1	23	0	650	0
54	1	30	0	680	0
63	1	45	3	725	2175
65	1	75	0	800	0
71	1	120	4	920	3680
14	2	10	0	930	0
23	2	2	0	932	0
11	2	50	0	982	0
31	2	18	0	1000	0
30	2	92	0	1092	0
41	2	14	0	1106	0
43	2	24	0	1130	0
53	2	24	2	1154	2308
62	2	24	1	1178	1178
				11816	

Рисунок Е.3 – Пріоритетно-упорядкована послідовність для групи виробів 1–5

У даному прикладі виводиться номер роботи, номер підпослідовності максимального пріоритету, тривалість роботи, вага виробу, момент завершення виконання роботи та значення складової функціонала поточного виробу. Як видно з результатів оптимізації, загальний функціонал, а також моменти завершення виробів відповідають розрахованим у прикладі в додатку Б.

На етапі узгодженого планування будемо розглядати тільки дві можливі черговості призначення груп виробів відповідно до додатку Б. Після узгодженого планування показники за всіма отриманими планами (у цьому випадку 2) виводяться в спеціальне вікно (рис. Е.4). Для наступних етапів планування був обраний перший план з більшим значенням функціонала.

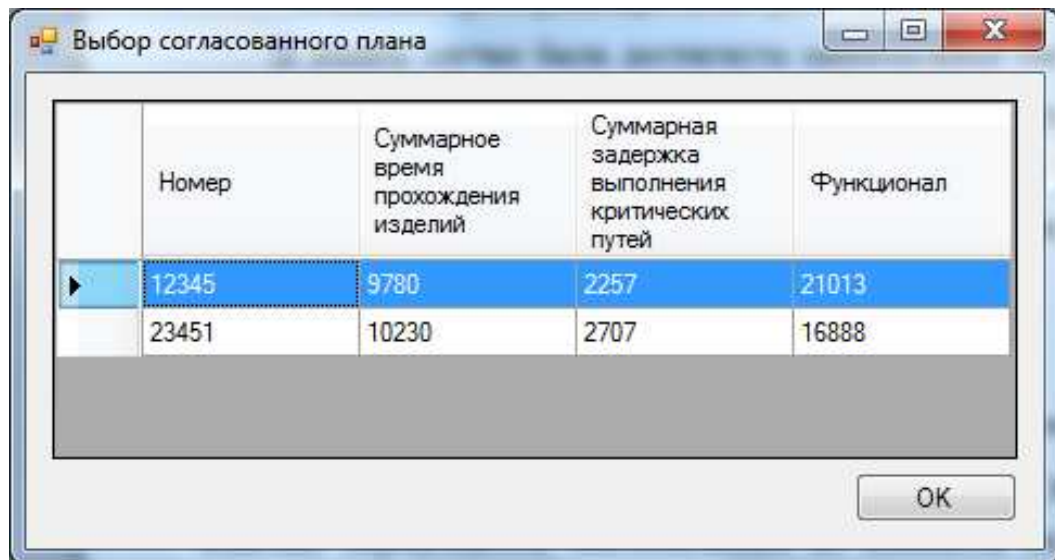


Рисунок Е.4 – Вибір узгодженого плану

Далі формується БЗКП, директивні строки C_i (або інтервали допустимого розв'язку) для кінцевих робіт виробів визначаються максимальним з моментів їх завершення, отриманих при узгодженому плануванні, розв'язок БЗКП визначає поопераційний план виконання робіт на вихідній мережі. Для відповідності з додатком А, була виконана побудова поопераційного плану тільки для виробів 1–5. У результаті був отриманий графік запуску робіт 5 виробів, який збігається з розрахованими значеннями в прикладі в додатку Б. Діаграму Гантта для отриманого поопераційного плану показано на рис. Е.5. Елементи 22, 23, 32, 41 показано декількома рядками, тому що до їхнього складу входять 2–3 пристрої. Відповідно, до номера елемента додана ще одна цифра для вказівки номера пристрою.

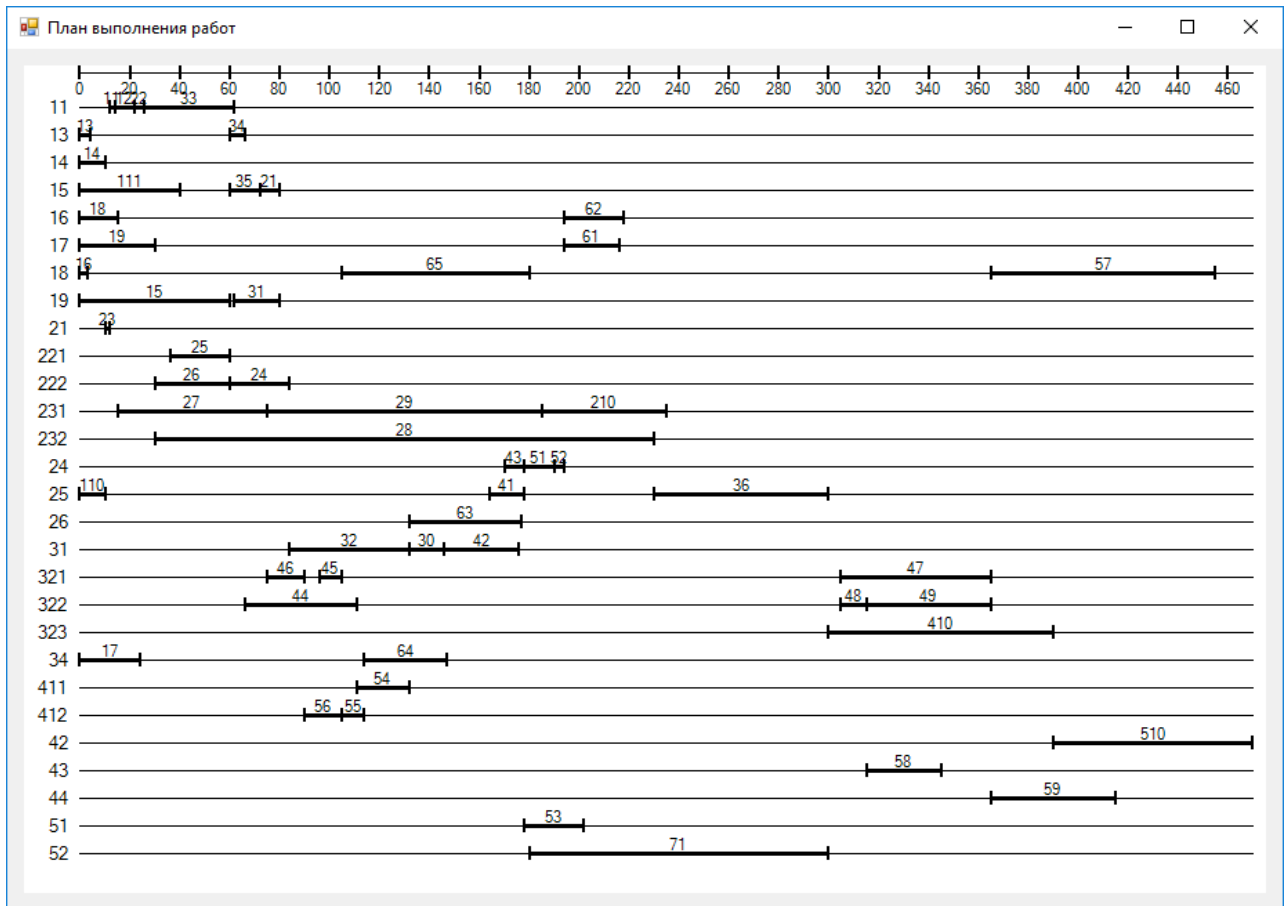


Рисунок Е.5 – Діаграма Гантта поопераційного плану для групи виробів 1–5

На четвертому рівні планування виконується оперативне планування для випадку часткового невиконання плану отриманого поопераційного плану. В даному прикладі виконана побудова поопераційного плану для групи виробів 1-5 відносно моменту корегування 180. В результаті отримано відкоригований план виконання робіт, діаграма Гантта якого зображена на рис. Е.6.

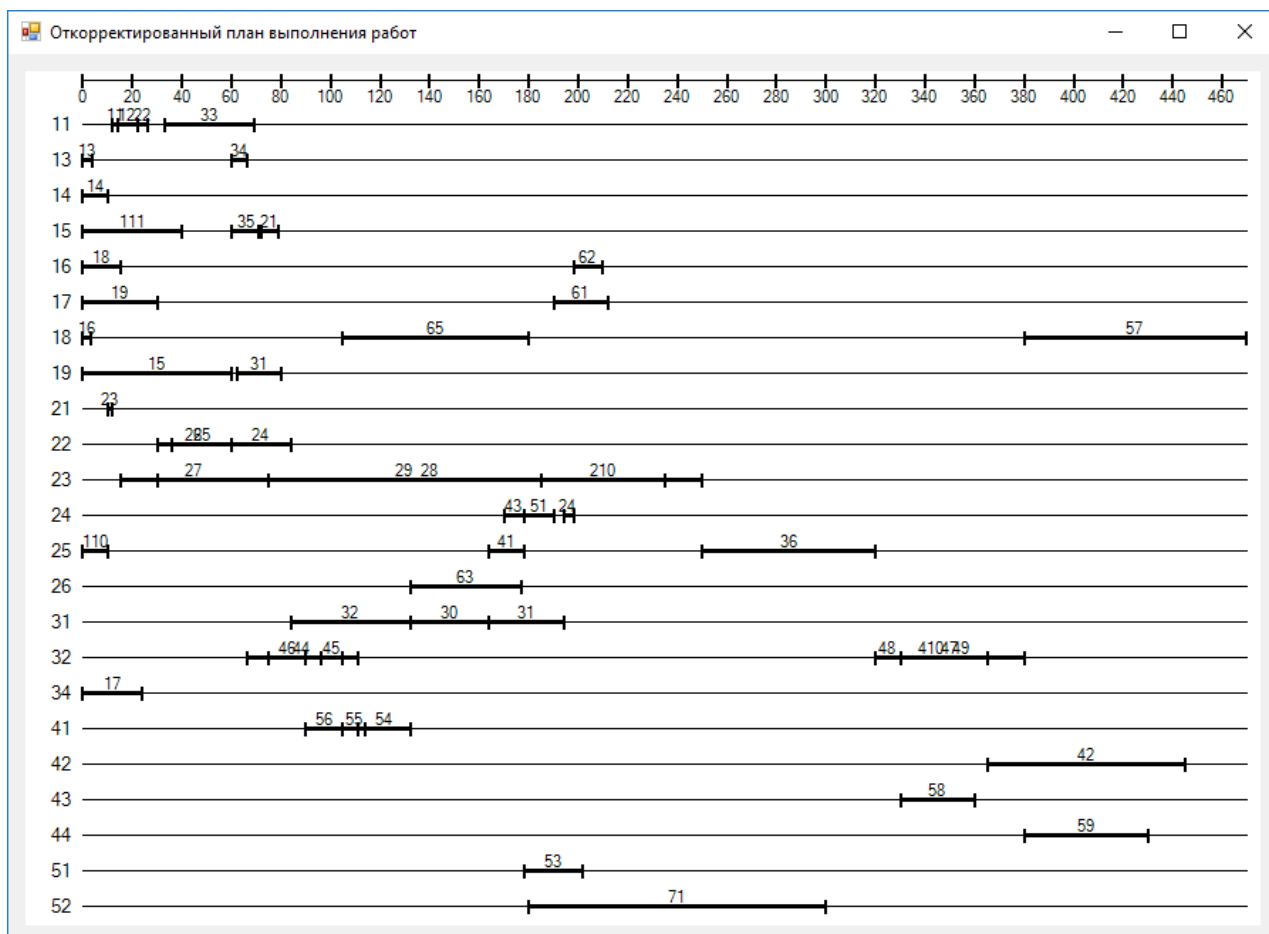


Рисунок Е.6 – Діаграма Гантта відкорегованого поопераційного плану для групи виробів 1–5

ДОДАТОК Ж СПИСОК ПУБЛІКАЦІЙ ЗДОБУВАЧА

Праці, які відображають основні наукові результати дисертації

1. Павлов О.А. Інформаційна технологія ієрархічного планування та прийняття рішень в організаційно-виробничих системах [Текст] / О.А. Павлов, О.Б. Мисюра, Т.М. Лисецький, О.В. Мельников, Г.А. Аракелян, О.В. Щербатенко, В.В. Михайлов // Вісник НТУУ «КПІ». Серія «Інформатика, управління та обчислювальна техніка». – К.: “ВЕК+”, 2010. – №52. – С.3–14. *Здобувачу належить програмне забезпечення розв’язання задачі МЗМН.*
2. Павлов А.А., Мисюра Е.Б., Лисецкий Т.Н. Объединение работ в группы с учетом их приоритетов, готовности к выполнению и директивных сроков // Вісник НТУУ «КПІ». Серія «Інформатика, управління та обчислювальна техніка». – К.: “ВЕК+”, 2011. – №53. – С.209–211. *Здобувачу належить алгоритм визначення претендентів для об’єднання у «спільні вершини» для трьохрівневої та чотирьохрівневої моделей планування.*
3. Павлов А.А., Мисюра Е.Б., Лисецкий Т.Н. Составление расписания выполнения независимых заданий идентичными параллельными приборами, моменты запуска которых меньше общего директивного срока // Вісник НТУУ «КПІ». Серія «Інформатика, управління та обчислювальна техніка». – К.: “ВЕК+”, 2013. – №58 – С.24–28. *Здобувачу належить алгоритмічне та програмне забезпечення для розв’язання задачі.*
4. Павлов А.А., Мисюра Е.Б., Лисецкий Т.Н., Сперкач М.О., Халус Е.А. Четырехуровневая модель планирования, принятия решений и оперативного управления в сетевых системах с ограниченными ресурсами // Вісник НТУУ «КПІ». Серія «Інформатика, управління та обчислювальна техніка». – К.: “ВЕК+”, 2013. – №58 – С.11–23. *Здобувачу належать модифіковані методи агрегації та дезагрегації мережевої моделі (адаптація методів з ТМІ), модифіковане обґрунтування зведення задачі планування до апроксимуючої задачі МЗМ.*
5. Згуровский М.З. Методология построения четырехуровневой модели планирования, принятия решений и оперативного планирования в сетевых системах с ограниченными ресурсами [Текст] / М.З. Згуровский, А.А. Павлов, Е.Б. Мисюра, О.В. Мельников, Т.Н. Лисецкий // Вісник НТУУ «КПІ». Серія «Інформатика, управління та обчислювальна техніка». – К.: “ВЕК+”, 2014. – №61. – с.60–84. *Здобувачу належать методологія побудови чотирьохрівне-*

вої моделі та розв'язання багаторівневої задачі календарного планування, формальна модель технологічного процесу, метод побудови поопераційного плану (третій рівень чотирьохрівневої моделі).

6. Павлов А.А. Алгоритмизация третьего и четвертого уровней четырехуровневой модели календарного и оперативного планирования и принятия решений в сетевых системах с ограниченными ресурсами / А.А. Павлов, Е.Б. Мисюра, О.В. Мельников, И.П. Муха, Т.Н. Лисецкий // Вісник НТУУ «КПІ». Серія «Інформатика, управління та обчислювальна техніка». – К.: “БЕК+”, 2015. – №63. – с. 72–92. *Здобувачу належать методологія побудови чотирьохрівневої моделі та розв'язання багаторівневої задачі календарного планування, формальна модель технологічного процесу, метод оперативного коректування поопераційного плану (четвертий рівень чотирьохрівневої моделі).*
7. Lisetsky T.N. Efficiency research of the three-level model of small-series production planning // Вісник Національного технічного університету «ХПІ». Серія: Системний аналіз, управління та інформаційні технології, – № 44 (1320), 2018. – С.19-25. *Здобувачу належить програмне забезпечення та експериментальні дослідження із розв'язання задачі МЗМН, доведення залежності ефективності розв'язання задачі БЗКП на першому рівні трьохрівневої моделі планування від ефективності розв'язання задачі МЗМН.*
8. Telenyk S., Pavlov A., Lisetsky T., et al. Research and modification of the universal method of scheduling and operational planning of objects with a network representation of discrete type production // IJCSNS International Journal of Computer Science and Network Security. – Seoul: Dr. Sang H. Lee, 2020. – Vol. 20, – No. 10. – pp. 31–39. doi: 10.22937/IJCSNS.2020.20.10.5. (Проіндексовано в **Web of Science**). *Здобувачу належать статистичні дослідження універсального методу КОП, експериментальні дослідження алгоритму розв'язання задачі МСЗПР, узагальнення задачі МСЗПР, алгоритм розв'язання та теоретичне дослідження узагальненої задачі.*

Праці, які засвідчують апробацію матеріалів дисертації

9. Павлов А.А., Мисюра Е.Б., Лисецкий Т.Н. Реализация задачи суммарного взвешенного момента окончания выполнения заданий в системе иерархического планирования // Інформаційні технології як інноваційний шлях розвитку України у ХХІ столітті: Матеріали І Міжнародної науково-практичної конференції молодих науковців 06–08 грудня 2012 р. – Ужгород: Закарпатський державний університет, 2013. – С. 112–116. *Здобувачу належать модифіковані методи агрегації та дезагрегації мережевої моделі (адаптація методів з трьохрівневої моделі планування), алгоритм визначення претендентів для об'єднання у «спільні вершини».*
10. Лисецкий Т.Н. Информационные технологии в четырехуровневой модели планирования, принятия решений и оперативного управления в сетевых системах с ограниченными ресурсами [Текст] / Т.Н. Лисецкий, О.В. Мельников // Автоматика-2014: матеріали 21-ї міжнародної конференції з автоматичного управління, присвяченої 100-річчю з дня народження академіка НАНУ О.І.Кухтенка, 23–27 вересня 2014 р., м. Київ: тези доповіді. – К.: Вид-во НТУУ «КПІ» ВПІ ВПК «Політехніка», 2014. – 323 с. – С. 204-205. *Здобувачу належить метод побудови поопераційного плану (третій рівень чотирьохрівневої моделі).*
11. Павлов А.А. Алгоритмическое обеспечение третьего и четвертого уровней четырехуровневой модели планирования и принятия решений в сетевых системах с ограниченными ресурсами / А.А. Павлов, Е.Б. Мисюра, О.В. Мельников, И.П. Муха, Т.Н. Лисецкий // Матеріали І-ої міжнародної конференції Infocom Advanced Solutions 2015, присвяченої 70-річчю кафедри автоматики та управління в технічних системах НТУУ «КПІ», 24-25 листопада 2015 р., м. Київ. – К.: “БЕК+”, 2015. – Секція №1. – с. 42-43. *Здобувачу належать методологія побудови чотирьохрівневої моделі та розв'язання багаторівневої задачі календарного планування, формальна модель технологічного процесу, метод оперативного коректування поопераційного плану (четвертий рівень чотирьохрівневої моделі).*
12. Павлов О.А. Чотирьохрівнева модель календарного та оперативного планування і прийняття рішень при функціонуванні оборонних підприємств дискретного типу / О.А. Павлов, О.Б. Мисюра, О.В. Мельников, Т.М. Лисецкий

// Матеріали науково-практичної конференції «Інтелектуальний потенціал – фундамент майбутнього України та її Збройних Сил». – м. Київ, 17 листопада 2016 р. – 5 с. *Здобувачу належать модифіковані методи агрегації та деагрегації мережевої моделі (адаптація методів з трьохрівневої моделі планування).*

13. Павлов О.А., Місюра О.Б., Мельников О.В., Лисецький Т.М. Система календарного та оперативного планування і прийняття рішень для підприємств дискретного типу // 19-th International conference on System Analysis and Information Technology SAIT 2017, May 22–25, 2017. – Institute for Applied System Analysis of National Technical University of Ukraine “KPI”, Kyiv, Ukraine. – С.312-313. *Здобувачу належить програмне забезпечення універсальної ієрархічної системи КОП виробництв дрібносерійного типу та опис його розробки.*

ДОДАТОК 3 АКТ ВПРОВАДЖЕННЯ



ФГ «ЛЕТА»

Юр. адреса : 89600, Україна, Закарпатська обл.
м. Мукачево, вул. Ф. Ліста 8,
Факт. адреса: 89640, Закарпатська обл.,
Мукачівський район, смт. Кольчино, вул. Локоти, 12/16 В
тел., +380506634409; (03131)6-26-61
e-mail: letaservis@gmail.com www.fgleta.com

**Акт впровадження
результатів дисертаційної роботи Лисецького Т.М.
«Інформаційна технологія календарного та оперативного
планування в системах з мережевим представленням
технологічних процесів»**

Даний акт свідчить про те, що розроблена Лисецьким Т.М. універсальна ієрархічна система календарного та оперативного планування використовується для автоматизації процесу планування виробництва ФГ «ЛЕТА».

Результати застосування системи свідчать про її ефективність при вирішенні реальних практичних задач.

Цей акт не є документом для фінансових розрахунків.

Керівник Фаринич І.І.



15.04.2019